



UNIVERSIDADE FEDERAL DO ESPÍRITO SANTO - UFES  
PROGRAMA DE PÓS-GRADUAÇÃO EM ENGENHARIA ELÉTRICA

# **Otimização da Alocação de PMUs em Redes Elétricas com Infraestrutura de Comunicações**

**Marco António do Rosário Santos Cruz**

Orientador: Prof. Dr. Helder Roberto de Oliveira Rocha  
Universidade Federal do Espírito Santo - UFES

VITÓRIA-ES  
SETEMBRO DE 2016



**Marco António do Rosário Santos Cruz**

**Otimização da Alocação de PMUs em Redes  
Elétricas com Infraestrutura de Comunicações**

Otimização da Alocação de PMUs em Redes Elétricas com  
Infraestrutura de Comunicações

Linha de pesquisa: Telecomunicações

Orientador: Prof. Dr. Helder Roberto de Oliveira  
Rocha  
Universidade Federal do Espírito Santo -  
UFES

UNIVERSIDADE FEDERAL DO ESPÍRITO SANTO - UFES  
PROGRAMA DE PÓS-GRADUAÇÃO EM ENGENHARIA ELÉTRICA  
VITÓRIA-ES  
SETEMBRO DE 2016



**Marco António do Rosário Santos Cruz**

# **Otimização da Alocação de PMUs em Redes Elétricas com Infraestrutura de Comunicações**

Otimização da Alocação de PMUs em Redes Elétricas com  
Infraestrutura de Comunicações

Trabalho aprovado. Vitória-ES, 30 Setembro de 2016

---

**Prof. Dr. Helder Roberto de Oliveira  
Rocha**  
Orientador

---

**Prof. Dr. Fábio de Oliveira Lima**  
Instituto Federal do Espírito Santo  
Examinador Externo

---

**Prof<sup>a</sup>. Dra. Imene Yahyaoui**  
Universidade Federal do Espírito Santo  
Examinadora Interna

UNIVERSIDADE FEDERAL DO ESPÍRITO SANTO - UFES  
PROGRAMA DE PÓS-GRADUAÇÃO EM ENGENHARIA ELÉTRICA  
VITÓRIA-ES  
SETEMBRO DE 2016



---

Marco António do Rosário Santos Cruz    Otimização da Alocação de PMUs em  
Redes Elétricas com Infraestrutura de Comunicações/ Marco António do Rosário  
Santos Cruz. – Vitória-ES, Setembro de 2016-    98 p. : il.(red); 30 cm.  
Orientador:Prof. Dr. Helder Roberto de Oliveira Rocha  
Dissertação de Mestrado – Universidade Federal do Espírito Santo - UFES, Setembro  
de 2016.  
1.PMU 2. VNS. 3. WAMS. I. Prof. Dr. Helder Roberto de Oliveira Rocha.  
II. Universidade Federal do Espírito Santo. III. LABTEL. IV. Programa de  
Pós-Graduação em Engenharia Elétrica  
CDU 02:141:005.7

---

Aos pais maravilhosos, ao testemunho oferecido e aos bons momentos que partilhamos ...  
Aos irmãos e à toda grande família.



# Agradecimentos

Primeiramente agradeço aos professores Jair Silva e Marcelo Segatto pelo encorajamento para realização deste mestrado e pela confiança transmitida.

Ao meu orientador Helder Rocha agradeço toda a orientação e conselhos na realização deste trabalho. Também à professora Márcia Paiva pelo acompanhamento, sugestões e coorientações que contribuíram para a qualidade do meu trabalho.

Uma palavra de agradecimento ao Labtel, aos colegas e funcionários, à boa convivência e espírito de equipe que moldam para melhor o nosso trabalho.

Por fim meus agradecimentos à Fundação CAPES pelo importante suporte financeiro para realização deste mestrado e ao Núcleo de Inovação, Pesquisa e Desenvolvimento Pró-África (NIDA).



*"Talvés me autoaplique um VNS." (Madoro i)*

# Resumo

Este trabalho apresenta um novo algoritmo de otimização de custos totais dos Sistemas de Monitoramento em Grandes Áreas (SMGA) de redes de transmissão de energia com base em Unidades de Medição Fasorial (UMFs) ou *Phasor Measure units* (PMU). Busca-se combinar a alocação ótima de UMFs com o dimensionamento de infraestrutura de comunicações, restringido ao menor custo total do sistema de medição.

A Estimação de Estados (EE) é um estágio imperativo do monitoramento de sistemas de potência, da segurança do sistema e dos fluxos adequados de potência. Até recentemente, Unidades Terminais Remotas (UTRs) ou Remote Terminal Units (RTUs) em inglês, eram os principais responsáveis por recolher medidas de fluxos de potência ativa e reativa, injeção de potência ativa e reativa e o módulo da tensão nos barramentos para o sistema SCADA (*Supervisory Control And Data Acquisition*), que por sua vez fornecia dados para a EE. A introdução de PMUs em 1990 trouxe uma vantagem comparativa pois as medições são sincronizadas pela utilização do GPS (Global Positioning System), o que permite constituir SMGA eficientes no controle e operação. Outra vantagem é a alta amostragem das PMUs conjugada com a estimação de estados, o que assegura controle rápido da tensão, comparado com o sistema de medição convencional (UTR e medidas). Porém, a utilização da tecnologia de PMUs acarreta um custo considerável e, por isso, desde cedo colocou-se o problema de otimizar a alocação destas unidades numa rede de transmissão, sem comprometer a EE.

Muitos algoritmos de otimização de alocação de PMUs têm sido propostos, considerando critérios como observabilidade, contingências como perdas de PMU, perdas de linha, medidas críticas e conjuntos críticos. Mas a maioria dos trabalhos foca na simples minimização de PMUs e sua localização. Alguns poucos e recentes trabalhos vêm chamando a atenção para outros custos, como a Infraestrutura de Comunicação (IC), que apresentam um peso maior nos custos de uma SMGA que o de PMUs. Assim, o problema seria formulado de uma forma mais abrangente, buscando otimizar os custos totais, o que significaria otimizar a alocação de PMUs e IC.

Este trabalho propõe ser uma contribuição nesta direção, formulando a alocação de PMUs como um problema de Conjunto Dominante Conexo Mínimo, que é um problema bem conhecido na teoria de grafos. Assim, implementa-se uma metodologia através da metaheurística *Busca em Visinhança Variável*, combinado com mais dois algoritmos, *Dijkstra* (menores caminhos) e *Kruskal* (árvore geradora mínima). Também explora-se várias métricas da teoria dos grafos e propõe-se novas para melhorar o desempenho do algoritmo e incorpora-se ao modelo os aspetos e restrições mais próximos da realidade prática dos SMGA. Adiciona-se também ao algoritmo uma característica escalável, aplicável desde pequenos sistemas até os grandes e complexos.

**Palavras-chave:** Busca em Vizinhança Variável, Unidade de Medição Fasorial, Infraestruturas de Comunicação, Sistemas de Monitoramento em Grandes Áreas.



# Abstract

This work presents a new optimization algorithm for minimum total costs in WAMS (Wide Area Monitoring Systems) based on Phasor Measurement Units (PMUs). This method seeks to combine the optimal allocation of PMUs with communication infrastructure design, restricted to the lowest total cost of measurement system.

State Estimation (EE) is a must-stage monitoring of power systems and ensures system security and appropriate power flows. Until recently, Remote Terminal Units (RTUs) were the main responsible for collecting measurements of active and reactive power flows, active and reactive power injection and voltage module in buses to SCADA (Supervisory Control And Data Acquisition) System, which in turn supplies data to EE. The introduction of PMUs in 1990 brought comparative advantage since the measurements are synchronized by use of Global Positioning System (GPS), which allows efficient WAMS be in control and operation. Another advantage is the PMUs high data sampling combined with EE, which ensures quick control voltage compared to conventional measurements. However, using PMUs technology entails a considerable cost and therefore early has set up the Optimal PMU Placement (OPP) problem on transmission network, without compromising EE.

Many OPP algorithms have been proposed taking into account criteria such as observability, single contingencies such as single PMU outage cases, single branch failure and measures and critical assemblies. But most focuses on simple minimization of PMUs and its placement. A few recent studies have called attention to other costs such as the Communication Infrastructure, which have greater contribution on monitoring system costs than PMUs. Thus, the problem would be formulated in a more comprehensive manner, seeking to optimize the total costs, which would mean optimize the allocation of PMUs and communications infrastructure.

This paper proposes to give more contribution in this approach and presents a new cost optimal method on WAMS, considering the meters and communication costs. It is based on graph theory to model the problem as a problem of determining a Minimum Connected Dominating Set (theory of graphs). Thus, a methodology is implemented through a metaheuristic - VNS (Variable Neighbourhood Search)- combined with two algorithms, *Dijkstra* (shortest paths) and *Kruskal* (minimum spanning tree).

This paper explores various metrics of graph theory and proposes new ones to boost algorithm performance; and is incorporated to the model aspects and restrictions closer to practical reality of WAMS. Also it adds up a scalable algorithm feature, applicable from small systems to large and complex.

**Keywords:** Variable Neighborhood Search, phasor measurement unit, communication infrastructure, Wide Area Measurement Systems.





# Lista de Figuras

Figura 1 – Rede IEEE 14 com 3 PMUs e ZIB na barra 7. . . . .	21
Figura 2 – Um conjunto dominante da rede IEEE de 14 barras . . . . .	22
Figura 3 – Arquitetura geral de uma WAMS. . . . .	23
Figura 4 – Arquitetura Centralizada de uma WAMS. . . . .	24
Figura 5 – Arquitetura Descentralizada de uma WAMS. . . . .	25
Figura 6 – Arquitetura Distribuída de uma WAMS. . . . .	25
Figura 7 – Latência dos dados de sincrofasores . . . . .	26
Figura 8 – Ilustração do funcionamento do VNS . . . . .	32
Figura 9 – Grafo genérico com 5 vértices e 6 arestas. . . . .	33
Figura 10 – Árvore - um grafo sem ciclos. . . . .	34
Figura 11 – Exemplo de uma floresta: grafo desconexo sem ciclos . . . . .	34
Figura 12 – Grafo ponderado. . . . .	36
Figura 13 – Um conjunto dominante conexo da rede IEEE de 14 barras . . . . .	38
Figura 14 – Betweenness e $mc(i)$ dos vértices $i$ de um grafo . . . . .	40
Figura 15 – Betweenness dos vértices da rede IEEE-14 . . . . .	42
Figura 16 – Árvore geradora mínima de um grafo ponderado . . . . .	43
Figura 17 – Execução do algoritmo de Kruskal em um grafo . . . . .	44
Figura 18 – A execução do Algoritmo Dijkstra. A fonte $s$ é o vértice mais à esquerda. A estimação dos caminhos mais curtos é mostrada dentro dos vértices; as arestas em cinza indicam valores precedentes. Vértices em preto estão no conjunto $S$ e os brancos estão na fila min-prioridade $Q = V - S$ . (a) Situação antes da primeira iteração do <i>loop</i> nas linhas 4-8. O vértice em cinza tem o menor valor $d$ e é escolhido como vértice $u$ na linha 5. (b)-(f) As situações após cada iteração sucessiva do <i>loop</i> . O vértice cinza em cada situação é escolhido como vértice na linha 5 da próxima iteração. Os valores $d$ e $\pi$ em (f) são os valores finais. . . . .	45
Figura 19 – Grau de vértices $vs$ conjunto dominante na rede IEEE-14 . . . . .	54
Figura 20 – Dominância de vértices $vs$ conjunto dominante na rede IEEE-14 . . . . .	56
Figura 21 – Fluxograma do Algoritmo VNS para alocação de PMUs - Requisito de observabilidade. . . . .	59
Figura 22 – Otimização da IC . . . . .	63
Figura 23 – Rede de Transmissão IEEE-14 e distâncias entre nós . . . . .	65
Figura 24 – Solução inicial: alocação de PMUs nos vértices verdes . . . . .	65
Figura 25 – Perturbação da solução anterior: alocação de PMU no vértice 5. . . . .	66
Figura 26 – Nova solução: remoção do nó 2 e inserção do nó 5 no conjunto dominante . . . . .	67
Figura 27 – Perturbação da solução anterior: alocação de PMU no vértice 2. . . . .	67

Figura 28 – Alocação Final de PMUs . . . . .	68
Figura 29 – Menores caminhos aplicando o algoritmo Dijkstra . . . . .	69
Figura 30 – Subgrafo obtido da rede original: remoção dos vértices não necessários para conectar as PMUs . . . . .	69
Figura 31 – CDCM: Rede de Comunicação determinada pela aplicação do algoritmo <i>Dijkstra + Kruskal</i> . . . . .	70
Figura 32 – Árvore Geradora Mínima determinada pela aplicação do algoritmo Kruskal	70
Figura 33 – CDC obtido com aplicação do algoritmo Kruskal . . . . .	71

# Lista de Tabelas

Tabela 1 – Diversas versões do algoritmo usando diferentes métricas e combinações	61
Tabela 2 – Alocação ótima de PMUs de referência para cálculo de $PoC_{CD}$ e $PoCF_{CD}$ .	64
Tabela 3 – Métricas da Rede IEEE-14 extraídas da Figura 23	64
Tabela 4 – Implementação do VNS usando várias métricas na alocação de PMUs - nr. de PMUs e tempo computacional.	74
Tabela 5 – Alocação ótima de PMUs para condições normais sem considerar ZIB.	74
Tabela 6 – Comparação do tempo computacional na obtenção de soluções ótimas para a condição normal	75
Tabela 7 – Alocação ótima de PMUs para condições normais e considerando ZIB.	75
Tabela 8 – Comparação de alocação de PMUs com outros métodos, considerando ZIB.	75
Tabela 9 – Alocação de PMUs e tempos computacionais para grandes sistemas.	76
Tabela 10 – Número de PMUs versus grau médio de um grafo, sem considerar ZIB.	77
Tabela 11 – Alocação ótima de PMUs com requisito de perda de PMUs e considerando ZIB.	77
Tabela 12 – Comparação de alocação de PMUs com outros métodos, com perda de PMU e considerando ZIB.	77
Tabela 13 – Variações Topológicas na rede IEEE-14.	78
Tabela 14 – Variações Topológicas na rede IEEE-30.	78
Tabela 15 – Variações Topológicas na rede IEEE-118.	79
Tabela 16 – Alocação ótima de PMUs com requisito de Variação topológica.	79
Tabela 17 – Otimização de custos (PMU e IC) em condições normais e considerando os custos do caso $a$ .	81
Tabela 18 – Comparação de resultados de otimização de custos (PMU e IC) considerando custos do caso $a$	82
Tabela 19 – Otimização de custos totais (PMU e IC) em condições normais, considerando ZIB e custos do caso $b$ .	82
Tabela 20 – Otimização de custos totais (PMU e IC) com requisito de Perda de PMU, considerando ZIB e custos do caso $b$ .	83
Tabela 21 – Comparação de resultados de otimização de custos (PMU e IC) com ZIB e considerando custos do caso $b$ (IEEE-118)	83
Tabela 22 – Comparação de resultados de otimização de custos (PMU e IC) para grandes sistemas e custos do caso $b$	84



# Lista de Abreviaturas e Siglas

ADM *Add Drop Multiplexer*

AOP Alocação Ótima de PMUs

BFS *Breadth First Search*

BWC *Betweenness Centrality*

CDC Conjunto Dominante Conexo

CDCM Conjunto Dominante Conexo Mínimo

CDDCM Conjunto Dominante Duplo Conexo Mínimo

CDMCM Conjunto Dominante Misto Conexo Mínimo

CDPCM Conjunto Dominante Parcial Conexo Mínimo

EE Estimaco de Estado

IC Infraestrutura de Comunicao

IEEE Institute of Electrical and Electronics Engineers

PDC *Phasor Data Concentrator*

PMU *Phase Measurement Unit*

RTU *Remote Transmission Unit*

SCADA *Supervisory Control and Data Acquisition*

SGE Sistema de Gerenciamento de Energia

SMGA Sistemas de Monitoramento em Grandes Áreas

UMF Unidade de Medicao Fasorial

UTR Unidade de Transmisso remota

VNS *Variable Neighbourhood Search*

WAMS *Wide Area Measurement System*



# Sumário

<b>1 – Introdução</b>	<b>1</b>
1.1 Motivação	3
1.2 Objetivos	4
1.3 Estrutura do trabalho	4
1.4 Publicações	5
<b>2 – Revisão Bibliográfica</b>	<b>7</b>
2.1 Estimação de Estado	7
2.2 Métodos de Otimização de Medidores em Redes de Potência	10
2.3 Análise da Observabilidade em Sistemas de Transmissão de Potência	16
2.3.1 Análise Numérica da Observabilidade	17
2.3.2 Análise Topológica da Observabilidade	18
2.4 As WAMS	23
2.5 A Metaheurística VNS	29
2.5.1 Metaheurísticas	29
2.5.2 Algoritmo VNS - <i>Variable Neighbourhood Search</i>	30
<b>3 – Teoria dos grafos</b>	<b>33</b>
3.1 Conceitos básicos de Grafos	33
3.2 O Conjunto Dominante Conexo	36
3.3 Métricas de Centralidade em Grafos	39
3.3.1 Centralidade de Intermediação	39
3.4 Árvore Geradora Mínima	43
3.5 Árvore Geradora Mínima de Kruskal	43
3.6 Menores Caminhos - Algoritmo Dijkstra	44
<b>4 – Formulação do Problema e Metodologia</b>	<b>47</b>
4.1 Formulação do Problema	47
4.1.1 Requisito de Observabilidade em Condições Normais	48
4.1.2 Requisito de Robustez - Perda de PMU	50
4.1.3 Requisito de Robustez - Variação topológica	50
4.2 Metodologia	51
4.2.1 A Centralidade de Dominância	53
4.2.2 Implementação do Algoritmo com Base na Metaheurística VNS	55
4.2.3 Otimização da Infraestrutura de Comunicação	61
4.2.4 Exemplo - Implementação da Metodologia na rede IEEE-14	64

4.3	Conclusão . . . . .	71
<b>5</b>	<b>Simulação e Resultados . . . . .</b>	<b>73</b>
5.1	Alocação Ótima de PMUs . . . . .	73
5.1.1	Resultado de simulação para condições normais . . . . .	74
5.1.2	Resultado de simulação para requisito de perda de PMU . . . . .	77
5.1.3	Resultado de simulação para requisito de variação topológica . . . . .	78
5.1.4	Conclusão . . . . .	79
5.2	Otimização de custos totais . . . . .	80
<b>6</b>	<b>Conclusão . . . . .</b>	<b>85</b>
	<b>Referências . . . . .</b>	<b>87</b>
	 <b>Anexos . . . . .</b>	 <b>93</b>
	 <b>ANEXO A—Configuração de PMUs para Cálculo do Preço da Conecti- vidade . . . . .</b>	 <b>95</b>



# 1 Introdução

A energia elétrica é considerada uma energia nobre mas é cada vez mais um bem essencial, uma "matéria-prima" da sociedade atual. Assim, é primordial a segurança energética que assenta na confiabilidade da sua ininterruptão e na garantia da sua disponibilidade. As redes de transmissão de potência elétrica enfrentam muitos desafios:

- A comercialização de energia e transferência de potência entre regiões torna-se cada vez mais importante devido à desregulamentação dos mercados de energia;
- A carga dos sistemas de transmissão continua subindo e vêm atingindo níveis críticos acrescido ao envelhecimento das infraestruturas;
- O acesso crescente das usinas eletroprodutoras com base em fontes renováveis aos sistemas de transmissão;

Os efeitos continuados destes fatores têm alterado a natureza dos sistemas de potência. Esta realidade traz mais estresse à operação destes sistemas e coloca a estabilidade da rede elétrica em risco, com consequências prejudiciais e custosas na qualidade do fornecimento de energia e até cortes no fornecimento.

Tudo isto enfatiza a importância de um comportamento mais dinâmico no gerenciamento das redes elétricas, o que passa por reforçar os sistemas de monitoramento, controle e proteção, e pela introdução de novas e variadas técnicas de intervenção.

O monitoramento das condições de operação de um sistema elétrico é portanto primário e essencial. Este é feito através de um sistema de dados, os quais são adquiridos de instrumentos de medição distribuídos por todo o sistema elétrico e são transmitidos para o centro de controle através de um sistema de comunicação. Neste centro, estes dados são processados por uma ferramenta computacional conhecida por Estimção de Estado (EE) que faz parte do Sistema de Gerenciamento de Energia (SGE).

Em consequência do elevado custo de equipamentos de medição, comunicação e monitoramento, é economicamente inviável instalar medidores em todos os pontos das redes modernas. A EE é usada para contornar este problema pois consegue processar dados com um número reduzido de medidas. A EE, que foi introduzida há mais de 40 anos, é uma função nuclear do SGE pois é a responsável em fornecer dados credíveis para todas as outras funções do SGE, pelo processamento dos dados brutos dos instrumentos de medição, que muitas vezes contêm erros. A EE atua como um filtro na suavização de erros estatisticamente pequenos (corriqueiros, inerentes à medição) e suprime eventuais erros grosseiros causados pelo funcionamento inadequado do sistema de aquisição de

dados [Rocha 2010]. A EE tem, portanto, um papel vital para que o SGE cumpra com as funções de despacho de potência, otimização de custos, análise de segurança, análise de estabilidade de tensão, diagnóstico e recuperação.

Normalmente o monitoramento do estado da rede é feito com medidores convencionais cujas medidas são transmitidas por UTRs (Unidades de Transmissão Remota), instaladas ao longo de várias subestações e plantas geradoras, ao sistema SCADA (Supervisory Control and Data Acquisition). Atualmente os medidores convencionais com UTRs vão sendo substituídas pelas PMUs (*Phasor Measurement Unit*) que medem e transmitem medidas de magnitude e fase de corrente e tensão ao sistema SCADA. Mas os medidores convencionais medem apenas a magnitude de parâmetros como tensão e corrente, potência e posição de chaves e interruptores [Gupta e Pandey 2014]. Estes não conseguem medir a fase diretamente e, para acompanhar fenômenos transientes, precisam de dados adicionais fornecidos por osciloscópios instalados em subestações. O Sistema de medição com base em medidores convencionais e UTR/SCADA é amplamente utilizado como tecnologia de monitoramento situacional. No entanto, fornecem apenas o painel do estado estacionário de um sistema de potência dinâmico [Gore e Kande 2015]. Com o aumento e complexidade das redes elétricas e da penetração de fontes de energia renovável mais instáveis nos sistemas de potência, cresce a necessidade por um monitoramento mais preciso, com bases mais confiáveis e em tempo real. As WAMS (*Wide Area Measurement Systems*) ou Sistemas de Monitoramento de Grandes Áreas (em português) apresentam-se como uma opção tecnológica de destaque para melhorar a visibilidade e consciência situacional das redes elétricas atuais e futuras. A tecnologia dos sincrofasores está no coração das WAMS, e é a responsável para que as medições nas WAMS sejam mais precisas e céleres que seus homólogos do sistema SCADA.

A PMU, Unidades de Medição Fasorial em português, cujo primeiro protótipo surgiu em 1988 [Phadke 2002] é um equipamento que coleta séries temporais em tempo real de medições da rede de potência, tais como a magnitude e fase da tensão e da corrente, para os centros de despacho de energia. A sincronização é alcançada por amostragem no tempo dos parâmetros usando o GPS (*Global Positioning System*). A PMU é chamada também de sincrofasor por possuir esta característica. A PMU reporta informações do sistema de potência a cada 20-40 milissegundos, mais rápido quando comparado com o sistema de medidores convencionais e UTRs [Gupta e Pandey 2014]. As medidas dos sincrofasores (PMUs), permitem também análises mais precisas e em tempo real da situação da corrente elétrica da rede, o que fornece ao operador a opção de tomadas de medidas preventivas, a tempo de atuar sobre previsões de eventos danosos. Alguns trabalhos vêm mostrando as vantagens aos operadores da utilização de WAMS com base em PMU ou, do emprego de PMUs em sistemas com medidores convencionais pré-existentes [Phadke 1993, Ree et al. 2010, Kato et al. 2014]. Dentre as aplicações das PMUs se listam a seguir:

- Monitoramento do estado da rede: o uso das informações das medidas das PMUs em tempo real permite ver em detalhe o estado das correntes na rede e tomar medidas corretivas para que os níveis da capacidade de transferência das linhas de transmissão não sejam ultrapassados ;
- Monitoramento de redes complexas e de grande dimensão: as PMUs possibilitam uma supervisão de amplas e múltiplas áreas operacionais da rede;
- Monitoramento de oscilações: por ter uma taxa de amostragem muito elevada consegue-se visualizar formas de onda de pequeno ciclo, e assim rastrear as mais sensíveis oscilações;
- Análise de Falhas: perturbações externas produzidas por falhas na rede podem ser detectadas pela análise de informações da forma de onda e assim ter uma rápida reação na tomada de medidas preventivas;
- Aperfeiçoamento da precisão da EE: a habilidade das PMUs de colher dados de medição em diferentes pontos da rede, sem atrasos e de medir dados da fase não medidos por sistemas de medição convencionais, favorece uma EE com mais precisão. Além disso, o uso exclusivo de medida de PMUs permite uma estimação linear [Roy et al. 2012].

## 1.1 Motivação

As PMUs são os instrumentos de monitoramento mais avançados que existem para as WAMS. Fornecem o fasor (magnitude e fase) da tensão do barramento onde estão instalados e o fasor da corrente de todos os ramos incidentes a esse barramento. Medidas diretas de todo o estado do sistema são possíveis se em todos os barramentos da rede forem instaladas PMUs, o que dispensaria a necessidade de um estimador de estado [Roy et al. 2012], embora a EE tem como objetivo também a eliminação e filtragem de vários erros [Tafur 2012]. Mas as PMUs e o sistema de comunicação associado podem ser muito onerosos em grandes sistemas de potência. Assim, a localização de sensores e medidores deve ser ótima de forma a minimizar o número de PMUs necessários (e logo o custo) em uma rede, sem comprometer a observabilidade da EE. O trabalho de [Baldwin et al. 1993] foi dos primeiros a abordar a Alocação Ótima de PMU (AOP), tendo empregue na solução a teoria dos grafos e um algoritmo de busca dual. Sendo um problema de otimização, várias abordagens e algoritmos foram desenvolvidos mas, por ser um problema de natureza NP-completo com grande demanda de esforço (tempo) computacional, os algoritmos com base em Metaheurísticas tem ganho força em comparação com os determinísticos [Nazari-Heris e Mohammadi-Ivatloo 2015] sendo exaustivamente estudados, com resultados e tempos computacionais satisfatórios em vários casos [Roy et al. 2012]. Estes algoritmos

são aplicados em vários sistemas de testes mas não existem muitos trabalhos aplicados em grandes redes acima de 300 barramentos [Reis 2012].

Adicionalmente, alguns trabalhos vem chamando a atenção para o problema mais abrangente de otimizar os custos globais das WAMS, envolvendo não só os custos de PMUs como o de outros elementos de comunicação, tais como os cabos de transmissão de dados, *switchs* e roteadores [Rather et al. 2015, Shahraeini et al. 2012]. Contudo as contribuições neste sentido não são abundantes e por ser uma abordagem recente carece de amadurecimento.

## 1.2 Objetivos

O objetivo deste trabalho consiste em trazer uma nova abordagem na solução do problema de alocação de PMUs numa rede elétrica de transmissão, em que se destaca:

- Desenvolvimento de um novo algoritmo com base na metaheurística Busca em Vizinhança Variável ou em inglês *Variable Neighbourhood Search* (VNS) e que até o momento não foi usado por nenhum outro neste contexto;
- Utilização da Teoria dos Grafos no desempenho do algoritmo com a aplicação de métricas conhecidas e a proposta de novas métricas. Estas novas métricas serão usados para melhorar o desempenho do VNS sobre o problema de AOP;
- Aplicação do novo algoritmo em grandes sistemas de potência, demonstrando sua eficiência computacional e escalabilidade;
- Propor e otimizar as Infraestruturas de Comunicação (IC) de aquisição dos dados de medição das PMUs na WAMS, visando um custo total mínimo e demonstrar a importância das métricas na determinação da IC.

## 1.3 Estrutura do trabalho

Este trabalho está dividido em mais 6 capítulos:

- O Capítulo 2, Revisão Bibliográfica, revisa os principais trabalhos da literatura que abordam o tema de alocação ótima de PMUs numa rede de transmissão. Aborda a análise topológica da observabilidade usada no algoritmo e suas diferenças com a análise numérica. Discorre sobre o conceito das WAMS, as várias configurações existentes e os desafios do seu dimensionamento. Também introduz o conceito de metaheurística, suas vantagens e apresenta os fundamentos da metaheurística VNS; ;

- O Capítulo 3, Teoria dos Grafos, apresenta as principais métricas de grafos que são empregues na metaheurística VNS. Também explana os conceitos de árvore geradora mínima e menores caminhos e, os algoritmos de Kruscal e Dijkstra que são empregues na determinação de IC;
- O Capítulo 4, Formulação do Problema e Metodologia, apresenta a formulação matemática do problema de minimização do custo do sistema de monitoramento e a metodologia para a solução do problema;
- O Capítulo 5, Simulação e Resultados, expõe as soluções encontradas nas principais redes elétricas de transmissão do IEEE, desde 14 até 300 barras e, uma grande rede, como a brasileira de 5804 barras, comprovando a escalabilidade do algoritmo.
- O Capítulo 6, Conclusão, traz as principais conclusões do trabalho e sugere trabalhos futuros;

## 1.4 Publicações

Os trabalhos de pesquisa do tema produziu três trabalhos aceitos para publicação em 2016:

1. Marco R. Cruz, M. H. M. Paiva, M. E. V. Segatto, J. F. Fardin, H. R. O. Rocha. "Uma metaheurística VNS aplicada na otimização da alocação de PMUs com infraestrutura de Comunicação". In: XLVIII Simpósio Brasileiro de Pesquisa Operacional (SBPO). Vitória, 2016.
2. Marco R. S. Cruz, Hélder R. de O. Rocha. "Planning Metering for Power Distribution Systems Monitoring with Topological Reconfiguration". Journal of Control Automation and Electrical Systems. (DOI: 10.1007/s40313-016-0279-6).
3. Honorato, I . H. ; Gonçalves, D. ; Cruz, M. R. ; Rocha, H. R. O. Alocação de PMUs para Estimção de Estado em Redes de Energia Elétrica através da Análise de Observabilidade Topológica. In: XXI Congresso Brasileiro de Automática, 2016, Vitória. Anais do XXI Congresso Brasileiro de Automática, 2016.



## 2 Revisão Bibliográfica

### 2.1 Estimação de Estado

Desde a invenção da eletricidade que se assiste a uma crescente aplicação e utilização da mesma, sendo hoje a forma de energia mais versátil e de maior aplicação das sociedades modernas. Com a massificação da eletricidade veio o crescimento das redes elétricas e juntamente a sua complexificação e caráter dinâmico que tornou obrigatório a constituição de Sistemas de Gestão de Energia (SGE) nos centros de controle e monitoramento. Um SGE para funcionar necessita conhecer o estado do sistema de potência, ou seja, conhecer as grandezas elétricas (magnitude e fase de tensões, correntes e potências) nos barramentos, ramos e outros elementos da rede, para uma tomada de ações corretivas e preventivas que resulte na correta operação do sistema. O conhecimento do estado de um sistema depende de medições feitas das grandezas elétricas ao longo da rede. Mas, a grande extensão das redes, os custos envolvidos para fazer uma extensiva medição em todos os trechos e os erros de medição motivaram o processo de EE (Estimação de Estado), abordado pela primeira vez por [Schweppe e Wildes 1970]. A EE visa conhecer ou estimar a magnitude e fase de tensão de todos os barramentos da rede, chamado de vetor de estado do sistema, com base em um conjunto de dados (injeções de fluxo, correntes e medidas de tensão) telemedidos. Para obtenção do vetor de estado usa-se o Método dos Mínimos Quadrados para processar os dados medidos [Rocha 2010].

Vários fatores influem no bom desempenho da EE, e a redundância de dados é um dos principais. A redundância de dados ocorre quando há um excesso de medidas, além do necessário para estimar-se o vetor de estado do sistema. Se o sistema de medições contiver um determinado nível de redundância, o estimador pode ser bastante efetivo na eliminação de erros de medição e ser capaz de processar dados mesmo com a perda temporária de algumas medidas.

Segundo [Cutsem e Ribbens-Pavella 1983] um bom estimador de estado deve atender a:

- Requisitos de Aplicabilidade;
- Robustez;
- Precisão;
- Adaptabilidade a diferentes estruturas de organização;
- Análise de erros;

- Partilha de informações;
- Baixo custo computacional;
- Análise de observabilidade.

A EE compreende várias etapas [Tafur 2012]: pré-processamento, configuração da rede, análise de observabilidade, filtragem e análise de resíduos. Todas estas fases impõem um tempo computacional custoso. Analisando a fase nuclear da filtragem na EE, pode-se dizer que quanto mais medições ou mais redundância de medidas dispor o estimador mais precisa será, uma vez que a filtragem de erros será mais efetiva quanto mais dados medidos estiverem disponíveis. Por outro lado, mais medições significa mais custos e, por isso o planejamento de um sistema de monitoramento passa pelo compromisso de atingir um bom desempenho da EE com um custo adequado (menor número de medidas possível).

A EE permite assim promover a observabilidade do sistema na presença de:

- Erros grosseiros devido a um mal funcionamento;
- Erros de precisão e de natureza aleatória;
- Ausência de medições;
- Mudanças de topologia na rede;

A EE vem constituindo-se em tema de pesquisa muito atrativo e promissor, pela potencial contribuição às *Smart Grid* ou redes inteligentes, entendidas como tendo um conjunto de tecnologias informáticas visando otimizar a produção, transmissão, distribuição e consumo de energia, com o objetivo de rentabilizar ao máximo a infraestrutura existente e tornar mais eficiente o sistema energético. Os algoritmos de EE podem ser divididos em estáticos e dinâmicos. Inicialmente, os estimadores estáticos foram bastante abordados. Caracterizam-se pela obtenção do vetor de estado no instante  $t$  a partir de um conjunto de medições feitas no mesmo instante. Este processo é repetido em intervalos de tempo adequados para que o vetor de estado seja atualizado. O estimador de estado estático é muito usado e mostra-se importante para ter-se operações confiáveis do sistema de transmissão e distribuição. Em condições normais, assume-se que o sistema de potência é quase estático e portanto muda lentamente mas de forma constante. Com a expansão da rede, a interconexão de redes locais e consequentemente o aumento de geração e carga, o sistema tornou-se muito grande para a estimação de estado estática, uma vez que efetuar o monitoramento em pequenos intervalos requer um custo computacional enorme. A estimação de estado dinâmico pretende ultrapassar a dificuldade do estimador estático em captar eficiente e precisamente o comportamento dinâmico do sistema. A técnica da



EE dinâmica consiste em estimar o estado do sistema um passo a frente, ou seja, baseia-se em um processo de previsão e correção em que conhecido o vetor de estado no instante  $t$  e, definido o modelo físico do sistema, prevê-se o estado do sistema de potência no próximo instante  $t+1$ . Esta técnica, em comparação com a EE estática, é mais precisa, com menos custo computacional e tem habilidade de estimar o estado futuro, o que representa para o operador do sistema um melhor desempenho na análise de segurança, previsão de contingências e uma melhoria geral da operação e controle do SGE. Muitos destes métodos dinâmicos se assemelham e/ou se relacionam à técnica do Filtro de Kalman [Valverde e Terzija 2011].

Outra característica da EE é o caráter centralizado ou descentralizado da computação. Pelos vários trabalhos desenvolvidos sobre a EE pode-se ainda discriminar a EE centralizada (ou integrada) da descentralizada (ou hierárquica) [Cutsem e Ribbens-Pavella 1983]. A EE centralizada, que foi primariamente proposta, é mais robusta (tendência de convergência da solução) mas exige um pesado fluxo de informações na modelagem e tempos de computação maiores que a abordagem descentralizada. Com a expansão das redes, fruto também da interconexão de redes locais, a EE descentralizada vem tornando-se uma opção mais viável para ultrapassar este problema [Lakshminarasimhan e Girgis 2007], embora também tenha de lidar com alguma perda de precisão devido a decomposição em áreas.

A estimação de estado descentralizada foi uma necessidade para resolver o problema de uma rede em expansão resultante da interconexão de várias redes locais que já possuíam uma EE local cada, heterogêneas, algumas usando algoritmos não-lineares e outras lineares.

Além disto, as PMUs vieram melhorar significativamente a precisão da EE e paulatinamente vem sendo instaladas, resultando em redes heterogêneas com medidores PMUs, UTRs ou ambos. Os estimadores tradicionalmente foram algoritmos não-lineares na presença de medidores convencionais/UTR, mas com PMUs consegue-se algoritmos lineares. [Guo et al. 2014] propõe um método de estimação de estado distribuída que lida com o problema de estimação de estado multi-área em que incorpora a estimação linear e não linear de várias áreas.

Para lidar com todos estes problemas a EE descentralizada vem convergindo para uma técnica de estimação em dois níveis. O primeiro nível é constituído por vários estimadores locais das várias áreas que constituem a rede global. O segundo nível comporta um estimador de estado coordenador-central, que coordena todas as informações enviadas pelos estimadores locais.

Como já foi dito anteriormente, o custo, a tecnologia e a capacidade de comunicação, não permitem a instalação de PMUs em todos os barramentos da rede ou dos necessários para uma completa observabilidade. Contudo, em um sistema já observável por medidas convencionais, a adição de alguns PMUs pode melhorar significativamente o desempenho

da EE. No trabalho de [James e S. 2015] desenvolve-se um estimador de estado híbrido, baseado nas medições convencionais e de PMUs. O método é composto de duas fases. Na primeira faz-se uma EE convencional (Mínimos Quadrados Ponderados) usando medidas convencionais. Na segunda fase executa-se uma EE linear ao usar tanto medidas de PMUs como os estados da EE convencional feita anteriormente. Os resultados mostram que esta proposta consegue diminuir os erros de estimação relativo a EE convencional.

Esta seção vem desvelar a importância fundamental da EE para o monitoramento, controle e operação dos sistemas de potência e a vantagem da utilização de PMUs como ferramenta de aquisição de dados. Desde a criação do conceito de EE, esta veio ganhando várias abordagens e novas propostas, alavancadas pela necessidade de controlar redes cada vez maiores e complexas. A EE, inicialmente com uma concepção estática e centralizadora, tende a migrar para uma concepção com caráter mais dinâmico e descentralizado. A introdução de PMUs na rede, mesmo que de forma paulatina e ainda que na presença de outros medidores, melhora o desempenho e a precisão da EE.

## 2.2 Métodos de Otimização de Medidores em Redes de Potência

Existem diversos trabalhos sobre AOP (Alocação Ótima de PMUs) desenvolvidos ao longo de 25 anos, aproximadamente. Os muitos algoritmos desenvolvidos são classificados quanto ao tipo de análise de observabilidade. Diferenciam-se daqueles que fazem uma análise numérica da observabilidade, aqueles que operam uma análise topológica da observabilidade e os que conjugam as duas análises [Sodhi et al. 2010]. Os algoritmos numéricos exigem uma grande quantidade de cálculos e a precisão está relacionada à influência de erros cumulativos, ao passo que os algoritmos topológicos que fazem uso da teoria dos grafos são mais rápidos mas podem ainda apresentar défices de observabilidade para a EE [Hong-Shan et al.]. Por isso existem trabalhos combinando as vantagens das duas técnicas. Na seção 2.3 aborda-se mais em detalhe esta distinção.

Vale ressaltar que, previamente às PMUs, que são um avanço tecnológico importante das UTRs, muitos trabalhos foram feitos e ainda são realizados envolvendo estes medidores convencionais [Filho et al. 1990, Rocha et al. 2013], mas fica fora do escopo deste capítulo e desta dissertação abordar estes trabalhos, embora se refira a alguns destes ao longo deste documento, esta revisão se restringirá às PMUs.

Outra classificação importante é a distinção entre algoritmos determinísticos e metaheurísticas. A programação linear [Gou, 2008], [Donmez e Abur, 2011], programação binária [Amin e Banejad, 2013] e a programação quadrática [Manousakis e Korres, 2013], estão entre as técnicas determinísticas usadas [Mohammadi et al. 2016]. As técnicas determinísticas se baseiam muito em programação linear e métodos numéricos [Yuill et al. 2011].

De igual modo, vários algoritmos baseados em metaheurísticas têm sido desenvolvidos até a presente data: Simulated Annealing, Algoritmo Genético, Imperialistic Competition Algorithm (ICA), Busca Tabu, Otimização Binária Enxame de Partícula (BPSO), Colônia de Formigas e métodos híbridos são alguns dos principais algoritmos [Nazari-Heris e Mohammadi-Ivatloo 2015] desenvolvidos em muitos trabalhos. Devido ao fato dos problemas AOP serem NP-completos, muitos trabalhos vêm implementando algoritmos metaheurísticos pelas vantagens do tempo computacional (principalmente em grandes sistemas) e da habilidade de lidar com dificuldades dos métodos convencionais, como perda de PMU e queda de linhas, medidas críticas, áreas de interesse, entre outros.

De seguida enumera-se os principais trabalhos desenvolvidos no problema de AOP:

Ali Abur é um dos mais referenciados autores de trabalhos de AOP. [Abur e Magnago 1999] usam a análise numérica da observabilidade para projetar um sistema de monitoramento que permaneça observável mesmo em caso de falha de qualquer ramo da rede. O método usa a programação linear para construir, inicialmente, a configuração de monitoramento que torne o sistema observável. Em seguida, adiciona sistematicamente mais medidas até que o sistema se torne totalmente observável, mesmo em caso de perdas de um ramo qualquer da rede. Noutro trabalho [Xu e Abur 2004] estendem esta técnica à disponibilidade de outras medidas como injeção e fluxos de potência, bem como medidas de tensão e corrente fornecida por PMUs.

Uma importante contribuição de continuidade destes trabalhos foi feita por [Gou 2008] onde generaliza a formulação da programação linear inteira para diferentes casos: redundância de alocação de PMU, observabilidade completa e observabilidade incompleta. Mostra que o problema de AOP pode ser modelado linearmente e solucionado por uma eficiente programação linear inteira.

Com a crescente utilização de PMUs nas subestações o trabalho de [Chen e Abur 2006] vem debater os benefícios das PMUs para as várias funções das aplicações dos sistemas de potência. Um dos desafios na estimação de estados é identificar e eliminar erros de medição. Este trabalho mostra que adicionar alguns PMUs em um sistema ainda que já observável aumenta a capacidade de identificação e detecção de dados com erros que ocorrem em situações de contingência ou de baixa redundância de dados em partes do sistema. Mostra também que a mesma formulação pode ser usada para alocar PMUs conforme o nível de redundância local desejada para os casos de perda de medidas ou erros nos dados.

Embora os métodos numéricos tenham tempos computacionais maiores e por isso sejam aplicados em sistemas não muito grandes, [Donmez e Abur 2011] apresentaram uma técnica de AOP simulada desde pequenos sistemas até um grande sistema de 8000 barras. Também se usa a programação linear inteira como parte do algoritmo de otimização, onde

se faz várias alocações de medidas por iteração para atingir a observabilidade. A técnica mostrou ser mais eficiente que outras precedentes.

Uma abordagem diferente foi empregue no trabalho de [Jiang et al. 2007] no qual investigou-se a eficiência de um algoritmo de EE descentralizado versus uma computação centralizada com o objetivo de tornar mais eficiente e célere a monitoração em tempo real de sistemas de potência cada vez maiores. Nesta nova estratégia, a alocação de PMUs era feita em certas barras para obter da EE descentralizada uma EE integral do sistema usando uma análise atualizada de sensibilidade das barras de fronteira.

No trabalho de [Rocha 2010] é desenvolvida uma metodologia abrangente para o problema de planejamento de sistemas de medição para EE, considerando aspectos como observabilidade, perdas de UTRs, alterações nas configurações da rede (perda de ramos), ausência de medidas críticas e de conjuntos críticos. O algoritmo proposto usa uma heurística construtiva que é complementada com metaheurísticas (Algoritmo Genético, Grasp e Colônia de Formigas). Este método numérico é aplicado nas principais redes de teste. O trabalho mostra que combinar uma heurística construtiva e uma subsequente metaheurística resulta em soluções melhores que trabalhos anteriores da literatura. O método também realça a sua flexibilidade ao definir diferentes níveis de redundância de medidas e estabelecendo áreas prioritárias e não prioritárias de supervisão. O método é simulado em várias redes de teste IEEE de até 118 barras. Também é testado numa rede maior, IEEE 300, mas para este caso usa uma técnica de decomposição da rede em três partes para facilitar o tempo computacional de execução do algoritmo. Os resultados mostram que as soluções obtidas pela decomposição da rede alcançam soluções bem próximas e em alguns casos são melhores, quando se considera a rede completa. Embora use UTRs nestas simulações, a proposta não impede que se adapte o método para empregar PMUs.

Muitos trabalhos de AOP recorrem à análise topológica da observabilidade e abaixo listamos os mais importantes.

Um dos primeiros trabalhos é o de [Baldwin et al. 1993] no qual usa-se a teoria de grafos para ajudar um algoritmo dual (busca bissetriz modificada e *simulated-annealing*) na alocação de PMUs em uma rede. O trabalho conclui que um terço a um quarto das barras das redes precisariam de PMUs para que o sistema seja observável.

Um trabalho importante no problema de AOP foi o de [Chakrabarti e Kyriakides 2008]. Nele usou-se um algoritmo de busca binária da análise topológica na alocação de PMUs para uma total observabilidade do sistema, em condições normais e também no caso de falha de um ramo qualquer. O trabalho estabeleceu um *benchmarking* para o número mínimo de PMUs em redes de teste IEEE 14, 24 e 30 barras e no sistema 39 barras da Nova Inglaterra. Foi aplicado o método também em um sistema de 298 barras, com o fim

de encontrar o número de PMUs necessários quando existem medidas convencionais.

O trabalho de [Milosevic e Begovic 2003] explora o desafio de atingir dois objetivos conflitantes: minimizar o número de PMUs e maximizar a redundância das medidas. Um algoritmo genético de Triagem Não-Dominada Adaptado é conjugado com a teoria dos grafos para formar o processo de busca. A vantagem deste algoritmo (que é complexo) é que ao invés de apresentar uma única solução mostra um conjunto de soluções de Pareto ótimo, das quais se escolhe a mais desejável. Os resultados são apresentados para redes de teste IEEE 38 e 118.

[Roy et al. 2012] usa informações da conectividade da rede em um método iterativo em três fases para minimizar o número de PMUs em uma rede. Inicialmente o algoritmo aloca PMUs em todas as barras. Na primeira fase elimina PMUs de barras em locais menos importantes e retém (segunda fase) outros em locais estrategicamente importantes. Por último efetua, na terceira fase, uma operação de poda para obter o número ótimo mínimo de PMUs e que preserva a observabilidade total do sistema. O método também é estendido para atender a observabilidade no caso de perda de qualquer PMU. O trabalho conclui sobre a eficiência, simplicidade e precisão do método, com testes nos principais sistemas IEEE 14 barras, 24, 30, 57, 118 e New England 39 barras.

[Yuill et al. 2011] faz uma comparação de vários métodos e técnicas de resolução dos problemas AOP desenvolvidos até a data, debruçando-se sobre os algoritmos metaheurísticos e os determinísticos (como programação linear inteira e busca binária). Conclui recomendando a programação linear inteira por ser a forma matemática mais adaptável para modelar uma rede com contingências e medidas de PMUs. Seguindo esta recomendação, [Reis 2012] adaptou este modelo para desenvolver um algoritmo completamente novo de Programação Dinâmica Aproximada com base na Heurística de Fixação para solução da alocação de PMUs e medidores de qualidade de energia em sistemas de transmissão e distribuição, respectivamente. Uma das contribuições foi a modelagem matemática do problema de alocação de PMU como um problema de recobrimento. Apesar de considerar somente a observabilidade para fins de estimação de estado, o modelo garante que outras contingências podem ser consideradas. O algoritmo mostrou bons resultados em redes de teste IEEE, com bons tempos computacionais, mas também a sua escalabilidade na simulação em redes de grande porte como o sistema brasileiro de 2834 barras e o IEEE 3861.

[Nuqui e Phadke 2005] usa a teoria dos grafos para alocação de PMUs com base na observabilidade incompleta. A contribuição aqui acenta em uma abordagem sistemática de instalar PMUs numa rede por fases, tal que se vá reduzindo gradualmente as regiões inobserváveis até que o sistema se torne completamente observável por PMUs. Introduce-se o conceito de profundidade de inobservabilidade que garante uma distribuição uniforme de PMUs na rede, ao mesmo tempo que limita a distância entre barras observadas e não

observadas. Desta forma o método contribui não só para alocação ótima de PMUs mas para identificar a localização de novas infraestruturas de comunicação. A metaheurística *Simulated Annealing* é usada como ferramenta computacional. Os resultados mostram que este método é uma abordagem interessante para as concessionárias de energia, uma vez que podem aumentar gradualmente a instalação de PMUs e assim amortecer o impacto dos custos de investimento.

Diversas outras metaheurísticas são ainda mencionadas em [Nazari-Heris e Mohammadi-Ivatloo 2015] que faz uma revisão dos vários trabalhos de otimização usando estas técnicas e cuja vantagem relativamente à outros métodos convencionais é a rapidez em resolver problemas de otimização onde métodos matemáticos não conseguem obter soluções ótimas em tempo finito. Pode-se enumerar muitas delas: Algoritmo Genético, Otimização Enxame de Partículas, *Simulated Annealing*, Evolução Diferencial, Busca Tabu, Otimização Colônia de Formigas, Busca local iterativa, Informação Mútua, Algoritmo Genético Imune, Algoritmo de Competição Imperialista, Otimização baseada em Biogeografia, Redução Matricial, Otimização de Reação Química, Algoritmo de Forrageamento Bacteriano, Colônia de Abelhas Artificial, Autômato de Aprendizagem Celular e métodos híbridos, que conjugam várias metaheurísticas. Muitos destes trabalhos se basearam na teoria dos grafos e em análise topológica da observabilidade na resolução do problema. A maioria dos métodos busca o objetivo de minimizar o número de PMUs mas alguns fazem uma otimização multi-objetivo buscando também aumentar a redundância de medidas, que conflitua com a diminuição de unidades de PMUs. As vantagens de cada método variam de um para o outro e abrangem rapidez computacional, flexibilidade, simplicidade do processo, adaptabilidade e escalabilidade.

O problema de AOP sempre foi motivado pelos altos custos de alocar PMUs em todas as barras de uma rede. Recentemente, alguns autores vêm chamando a atenção para outros fatores que influenciam no custo de implantação de um sistema de monitoração das redes de potência. Em seguida cita-se três trabalhos encontrados na literatura.

[Shahraeini et al. 2012] realçam que a Infraestrutura de Comunicação (IC) pode ter um peso maior nos custos de uma WAMS que as PMUs e por isso a otimização deveria abranger não simplesmente a minimização de número de PMUs mas também a minimização dos custos das IC das PMUs. Deste modo, neste trabalho faz-se uma nova abordagem que passa pela otimização global destes dois custos, sendo que um está relacionado com o outro. Testam dois modelos, um que faz uma otimização independente dos dois custos, e outro que faz a otimização simultânea dos dois custos. A comparação dos dois métodos, que usam um Algoritmo Genético, mostra que a otimização simultânea é mais efetiva na minoração dos custos que a otimização independente, e que nem sempre o menor número de PMUs resulta no menor custo global, o que também é melhor para o aumento da observabilidade. As simulações são testadas em redes IEEE 30, 57, 118.



Na continuidade deste trabalho, os autores [Mohammadi et al. 2016] abordaram novamente a otimização dos custos totais de PMUs e IC, detalhando outros aspectos e equipamentos envolvidos na comunicação. Assim, no estudo se consideram como elementos importantes das WAMS o concentrador de dados do phasor PDC (*phasor data concentrator*) e os *switches* cujos custos não podem ser ignorados, além dos cabos OPGW (*Optical Power Ground Wire*). Para isto usa-se o algoritmo de Competição Imperialista Binária para alocação de PMUs e o algoritmo de menor caminho Dijkstra para minimizar a IC e para alocação dos PDCs. A boa adaptabilidade da metodologia permitiu aos autores implementar diferentes condições da rede de potência, como condições contingenciais N-1 (perda singular de PMU e perda singular de linha). Adicionalmente outra condição prática foi considerada como a pre-existência de alguns PMUs e cabos de comunicação em algumas partes da rede. Os resultados comparados com [Shahraeini et al. 2012] e outros, mostram a eficiência do método proposto. Importa realçar que o escopo da otimização se restringe às PMUs e IC, ficando de fora os aplicativos nos centros de processamento do sistema de monitoramento e controle.

Os autores [Rather et al. 2015] também reforçam a tese de minimizar o orçamento global das WAMS ao invés de simplesmente minimizar o número de PMUs requeridos para uma observabilidade topológica total do sistema. Os subscritores apresentam um modelo economicamente eficiente de AOP para uma completa observabilidade de um sistema de potência considerando custos escondidos e valores de custos baseados em experiências práticas e reais da indústria e ignorados por trabalhos precedentes. Também o modelo proposto considera a observabilidade sob as condições de perda singular de PMUs e ramos. O modelo proposto é aplicado em sistemas de testes IEEE 14, IEEE 24, IEEE 30, Nova Inglaterra 39, IEEE 300 e em uma rede real da Dinamarca. Os resultados mostram a eficiência da proposta face a outros métodos desenvolvidos e verificou-se que um número mínimo de PMUs não necessariamente leva a um mínimo financeiro do projeto.

Como remate desta seção e após a pesquisa bibliográfica, pode-se dizer que muitos métodos foram e são desenvolvidos para solucionar o problema da observabilidade para a estimação de estado de um sistema de potência. Dentre os métodos se distinguem os que são topológicos, dos numéricos e dos que usam algoritmos determinísticos ou metaheurísticos. Constata-se que os trabalhos concentram-se na otimização de PMUs por serem os medidores com maior avanço tecnológico. Também verifica-se que a AOP é um problema NP-Completo e, por esta razão, os algoritmos metaheurísticos aplicam-se bem ao problema, são largamente usados como ferramentas na otimização e ganham mais importância quando aborda-se redes grandes. Por fim, atesta-se que a otimização através da análise numérica da observabilidade é mais completa que a topológica mas com um tempo computacional maior.

## 2.3 Análise da Observabilidade em Sistemas de Transmissão de Potência

Nesta seção pretende-se diferenciar os dois tipos de análise de observabilidade, numérica e topológica, enfatizando a última e justificando a escolha desta como ferramenta no estudo da otimização pretendida nesta dissertação.

A análise de observabilidade é um estágio fundamental para qualquer EE em tempo real. Um sistema é dito observável se houver disponibilidade de medidas de grandezas elétricas (tensão, corrente e potência) suficientes e bem distribuídas ao longo de toda a rede que levem a uma única solução de EE, ou seja, se a partir de um conjunto de medições feitas na rede for possível estimar (determinar) a magnitude e a fase da tensão de todos os barramentos da rede. A observabilidade de uma rede depende do tipo e posicionamento das medidas e também da topologia da rede. Para a análise de observabilidade, pode-se usar algoritmos com base em métodos numéricos, topológicos ou uma combinação dos dois [Shahraeini e Javidi 2011]. A observabilidade numérica é realizada pela análise do bom condicionamento da matriz Jacobiana ( $H$ ), enquanto a observabilidade topológica é verificada pelo uso da topologia da rede e a localização das medidas no sistema. De forma geral, os algoritmos topológicos tem um custo computacional menor que os numéricos.

A questão da análise da observabilidade coloca-se tanto na planificação do sistema de monitoramento como na operação do mesmo sistema. Na planificação de um sistema de monitoramento, a análise de observabilidade é realizada para determinar os pontos de alocação de medidores na rede e assim proceder ao investimento; mas na operação do sistema de monitoramento, a mesma análise de observabilidade é avaliada antes de executar a EE, visto que uma série de eventos contingenciais (perdas de PMUs e perdas de linhas) pode ocorrer e tornar o sistema inobservável. Se o teste de observabilidade é positivo, o estimador de estado é executado; senão, pseudo-medidas devem ser adicionadas ao conjunto de medidas existentes para que o estimador seja chamado.

Como foi dito anteriormente, as PMUs constituem um avanço tecnológico dos medidores, sendo muito mais completo que os medidores convencionais por propiciar também a medição da fase das tensões e correntes. Isto tornou mais eficiente a EE. Se fossem instaladas PMUs em todos os barramentos da rede, não seria necessário estimar o estado uma vez que todos os parâmetros seriam totalmente observáveis. Mas os elevados custos das PMUs e suas infraestruturas de comunicação correlacionadas tornam insustentável tal decisão. Para contornar o problema, se determina um número mínimo de PMUs em locais estratégicos que garantam a observabilidade através da EE.



### 2.3.1 Análise Numérica da Observabilidade

A análise da observabilidade numérica consiste em avaliar se o modelo numérico do sistema pode ser resolvido para a estimação de estado. Considerando um sistema com  $N$  barramentos do qual se dispõe  $m$  medidas de tensão e corrente contidos num vetor  $z$ , o modelo do sistema para a estimação de estado pode ser formulado como a seguir ( [Xu e Abur 2004]):

$$z = H(x) + e \quad (1)$$

onde,

$x$  é o vetor de estado do sistema, i.e., o fasor da tensão de todas as barras;  $z$  é o vetor de medidas;  $H(x)$  é a função não linear que relaciona o vetor de medidas e o vetor de estado;  $e$  é o vetor de erros de medição.

Este é o modelo não linear. Com a introdução de PMUs, estes trouxeram medidas mais precisas e completas (fasores de tensão e corrente). Deste modo, e como já foi dito, numa rede com medidas feitas exclusivamente com PMUs é possível a implementação de um estimador de estado linear. A equação fica assim mais simples:

$$z = Hx + e \quad (2)$$

Neste caso o vetor  $z$  tem uma relação linear com o vetor de estado  $x$ , e que resulta em  $2N-1$  variáveis de estado.  $H$  é a matriz Jacobiana obtida da linearização das equações de fluxo de potência na rede elétrica. A análise numérica da observabilidade verifica se a matriz  $H$  é bem condicionada e se é observada a condição:

$$Posto(H) = 2N - 1 \quad (3)$$

O *posto* de uma matriz é definido como o número de linhas não nulas quando a mesma está na forma escalonada. Se a equação 3 é atendida (*posto* é máximo) diz-se que o sistema é numericamente observável.

A alocação ótima de PMUs para a observabilidade numérica consiste em verificar uma variedade de combinações de localização de PMUs, que resulte em um mínimo de PMUs, mas a cada combinação é verificado a condição 3. Este teste iterativo faz com que seja gasto muito tempo computacional. Segundo [Roy et al. 2012] a AOP para a observabilidade numérica de sistemas de potência pode ser realizada por dois métodos diferentes:

I - Introduzir PMUs na rede uma a uma de forma a aumentar o *posto* da matriz  $H$ . Quando o *posto* da matriz atingir o valor da equação 3 interrompe-se a introdução de mais PMUs.

II - Alocar PMUs em todas as barras. De seguida e progressivamente, retira-se PMUs das barras. O processo de retirada de PMUs pára quando a última retirada resultar no número do *posto* menor que  $2N-1$ . Neste caso a última retirada de PMUs não é validada. Em ambos os métodos o *posto* da matriz é calculado a cada inserção ou retirada de PMUs.

A observabilidade numérica baseia-se na aritmética de ponto flutuante e sua determinação está inserida no próprio processo de EE. Consequentemente, observabilidade numérica implica também a observabilidade topológica, mas não o inverso. Ou seja, confirmada a observabilidade numérica, conduz-se a EE, mas a observabilidade topológica nem sempre garante a EE ([Hong-Shan et al.]) uma vez que a garantia final da observabilidade de um sistema está associada ao bom condicionamento da matriz jacobiana, que só é realizada na análise numérica. Para além disso, o método numérico permite também explorar outros tipos de análise como as medidas e conjuntos críticos, que não são possíveis com a simples abordagem topológica [Rocha 2010].

Portanto, para a EE convém ter um número maior que o mínimo de PMUs, ou seja, a redundância de medidas é benéfica para aumentar a precisão da EE, uma vez que podem ocorrer situações contingenciais, como falhas de PMUs, falhas na comunicação, erros de medidas e perdas de ramos (variação topológica). O excesso de medidas serve para a EE ultrapassar estas situações e filtrar erros [Rocha 2010].

### 2.3.2 Análise Topológica da Observabilidade

Como foi dito anteriormente, a análise numérica da observabilidade pode apresentar um gasto computacional grande e no pior cenário pode esbarrar no mau condicionamento da matriz jacobiana. Além disso, esta análise, após os cálculos, não fornece informações sobre o local onde o problema reside. Este último quesito diz respeito à topologia da rede e por isso pode justificar uma análise topológica da observabilidade. Outra vantagem dos algoritmos topológicos é serem muitas vezes mais rápidos que os numéricos [Nucera e Gilles 1991].

A PMU é um avanço na tecnologia de medição de variáveis elétricas, pois em comparação com medidores convencionais consegue medir, para além das magnitudes elétricas, a fase da tensão e da corrente, o que constitui uma vantagem substancial de simplificar a análise da observabilidade (tanto topológica como numérica) e consequentemente da estimação de estado. Consequentemente, as PMUs marcam uma divisão na análise

topológica onde se distinguem duas classes de algoritmos topológicos de observabilidade: os baseados em medidores convencionais e em PMUs [Shahraeini e Javidi 2011], embora haja algoritmos topológicos que usam os dois tipos de medidores.

Os algoritmos de observabilidade convencional usam fluxos de potência ativo e reativo, injeção de potências e valores da tensão do barramento e de correntes dos ramos para analisar a observabilidade do sistema. Um dos primeiros trabalhos que se debruçou sobre a observabilidade topológica com base em medidores convencionais foi apresentada por [Krumpholz et al. 1980], denominado por Método da Árvore Geradora. Neste, mostrou-se que uma rede  $G$  é observável topologicamente se, e só se, existe pelo menos uma árvore geradora de medidas  $T$  com *posto* máximo. Esta árvore conecta todos os nós através de ramos aos quais são atribuídas correntes medidas ou calculadas. Uma árvore  $T$  tem *posto* máximo se as medições, restritas a  $T$ , tornam  $T$  observável. Portanto, verificar a observabilidade consistia em tentar construir esta árvore geradora de medidas, caso existisse. As correntes calculadas são chamadas de pseudo-medidas e são deduzidas das leis de Kirchhoff e Ohm.

Os algoritmos topológicos com base em PMUs usam medidas de fasores (tensão e corrente) sincronizadas em tempo real, e por isso tornam mais simples a análise da observabilidade e melhor a estimação de estado. [Baldwin et al. 1993] é dos primeiros a introduzir algoritmos topológicos com base em PMUs. Neste trabalho usa-se novos conceitos para a alocação de PMUs, quais são, Subgrafo Gerador de Medidas e Cobertura de PMUs. O subgrafo gerador de medidas é um subgrafo de medidas que contem todos os nós de uma rede elétrica. A metodologia consiste em ir introduzindo novos PMUs de forma a fazer crescer o subgrafo de medidas (aumentando a cobertura das PMUs) até que se atinja o subgrafo gerador de medidas, o que implica na existência de uma árvore geradora de medidas. No entanto conclui-se que este método, que usa uma metaheurística *Simulated Annealing* não é muito eficiente na obtenção de um conjunto mínimo de PMUs. Para além deste método da Árvore Geradora, outros métodos como Transformação topológica e Máximização da Matriz de Incidência são citados [Shahraeini e Javidi 2011], mas sem muita diferença da ideia central do método precedente.

Uma abordagem interessante explorada por [Xu 2006] envolve tanto medições convencionais como de PMUs. Esta abordagem é justificada pela realidade dos sistemas de monitoração que já tem instalados medidores convencionais numa rede e que muitas vezes constituem-se em ilhas observáveis. O método consiste em fazer uma análise topológica da rede e identificar os nós de borda que tem mais conexões com as ilhas observáveis e instalar PMUs nestes nós para fundir estas ilhas. Uma análise de observabilidade numérica é realizada antes e depois da introdução das PMUs para identificar estas ilhas. O processo de introdução de PMUs pára quando todas as ilhas observáveis são fundidas em uma única

ilha observável.

Apesar dos vários métodos, pode-se generalizar a definição da análise da observabilidade topológica com base em PMUs como a existência de pelo menos uma árvore geradora (de medidas) da rede. Esta árvore conecta todos os nós e ramos observáveis, ou seja, obtidas das medidas diretas e indiretas ou calculadas (pseudo-medidas). Aplicam-se as seguintes regras para deduzir estas pseudo-medidas [Hajian et al. 2011]:

Regra (1): Aos barramentos com PMUs são atribuídas medidas diretas do fasor da tensão e da corrente das linhas (ramos) incidentes.

Regra (2): Se o fasor da tensão e da corrente de um terminal de uma linha é conhecido, então o fasor da tensão na outra extremidade pode ser calculado (pseudo-medida), assumindo que se conhece a impedância da linha (lei de Ohm).

Regra (3): Se os fasores de tensão em ambos terminais de uma linha são conhecidos, então o fasor da corrente desta linha pode ser calculado (pseudo-medida).

Regra (4): Se de todas as linhas incidentes a um barramento de passagem (ZIB) houver uma única linha cujo fasor de corrente se desconhece, este pode ser calculado pela Lei de Corrente de Kirchhoff. ZIB (*Zero Injection Bus*) é um barramento no qual a potência líquida injetada é zero, i.e., não há geração e nem cargas neste barramento.

Regra (5): Se o fasor da tensão de um ZIB é desconhecido mas o fasor da tensão de todos os seus barramentos adjacentes é conhecido então o fasor de tensão do ZIB pode ser calculado pelas equações dos nós.

Regra (6): quando um número  $k$  de ZIBs conexos formam um super nó, a voltagem dos ZIBs pode ser calculada usando o sistema de  $k$  equações (equação 4).  $M$  é o número de nós conectados ao nó  $i$  e  $Y_{ij}$  é a matriz de admitância entre os nós  $i$  e  $j$ . O número de variáveis complexas desconhecidas (voltagem nas ZIBs) é exatamente o número  $k$  de equações, o que torna possível encontrar a solução.

$$\sum_{i=1}^M Y_{ij} V_i = 0 \quad \text{para } i=1, \dots, M. \quad (4)$$

Como exemplo de aplicação destas regras, considera-se a rede de teste IEEE de 14 barras (com ZIB na barra 7) na Figura 1, onde se mostra que com apenas três PMUs instalados nas barras 2, 6 e 9 o sistema torna-se completamente observável. Iniciando com a barra 2, vê-se que a instalação de uma PMU nesta barra possibilita medir diretamente o fasor na barra 2 e o fasor das correntes nos ramos 1-2, 2-3, 2-4 e 2-5 (regra 1); pela lei de Ohm (regra 2) pode-se calcular (pseudomedidas) o fasor das tensões nas barras 1, 3, 4 e 5. Este mesmo procedimento se replicará com as outras PMUs. Com uma PMU na

barra 6 mede-se o fasor da tensão desta barra e o fasor das correntes dos ramos 6-5, 6-11, 6-12 e 6-13; aplicando a lei de Ohm calcula-se então o fasor da tensão de todas as barras adjacentes à barra 6, as barras 5 (já tinha sido calculada antes), 11, 12 e 13. A PMU na barra 9 mede o fasor de tensão nesta barra e o fasores de corrente dos ramos 9-4, 9-7, 9-10 e 9-14, que permitirão calcular os fasores de tensão das barras 4 (também calculado por 2), 7, 10 e 14. Após esta etapa as medidas de fasor de corrente dos ramos 13-14, 11-10 e 4-7 serão calculados usando a regra (3), por seus terminais estarem entre fasores de tensão já calculados. Por último, os últimos valores por calcular são as medidas no barramento 8 e no ramo 7-8. Por ser uma barra de passagem (ZIB), a aplicação da lei dos nós na barra 7 determina o fasor da corrente do ramo 7-8 e consequentemente com a lei de Ohm calcula-se a tensão na barra terminal 8.

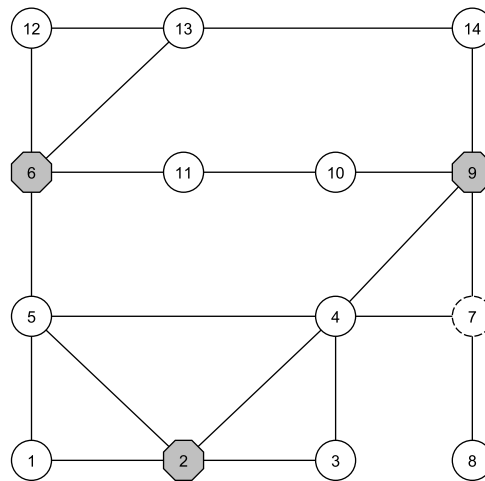


Figura 1 – Rede IEEE 14 com 3 PMUs e ZIB na barra 7.

Sublinha-se que na análise da observabilidade, situações contingenciais podem ocorrer como perdas de PMUs e de ramos na rede, pelo que muitos trabalhos vem sendo feitos para alocação ótima de medidores em uma rede, observando estas contingências na observabilidade topológica [Roy et al. 2012].

[Haynes et al. 2002] vêm mostrar que o problema de alocar medidores para o monitoramento de um sistema elétrico de potência está muito relacionado ao bem conhecido problema de cobertura de vértices e do conjunto dominante em grafos. Assim, o problema de alocação de PMUs não é só do interesse da indústria de sistemas de potência mas também um problema da Teoria de Grafos. Um conjunto dominante de um grafo  $G=(V,E)$  constituído por um conjunto  $V$  de vértices e por um conjunto  $E$  de arestas, é um subconjunto  $D$  contido em  $V$  tal que cada elemento de  $V$  ou pertence a  $D$  ou é vizinho de algum elemento de  $D$ . Procura-se nestes problemas obter um conjunto dominante  $D$  com um mínimo de cardinalidade, conhecido como o número dominante  $\gamma(G)$ . Na figura 1 pode-se ver um grafo e um conjunto dominante mínimo de três elementos  $\{2,6,9\}$  que

domina todo o grafo, i.e., todos os vértices deste grafo são vizinhos destes vértices ou estão neste conjunto. Pode-se ter outros conjuntos dominantes com uma cardinalidade diferente. Este tipo de problema, de encontrar uma cardinalidade mínima, é NP-completo [Haynes et al. 2002].

Considerando novamente a representação em grafos da rede IEEE-14 barras, um conjunto dominante deste grafo seria constituído pelos vértices  $\{2,6,7,9\}$  (Figura 2). Ou seja, qualquer vértice do grafo seria vizinho de um destes vértices. Se as PMUs fossem instaladas nestes nós o sistema seria topologicamente observável, pois as PMUs podem medir diretamente os fasores de todas as barras e dos ramos adjacentes, e consequentemente, os fasores de correntes dos ramos restantes podem ser obtidos pela lei de Ohm. Pela comparação com a anterior alocação da Figura 1, tem-se mais uma PMU adicional na barra 7 pois não se considerou a presença de ZIB nesta barra. Constata-se que em certas condições a alocação de PMUs não é idêntica ao problema da dominação em grafos, mas pode-se adaptar a abordagem.

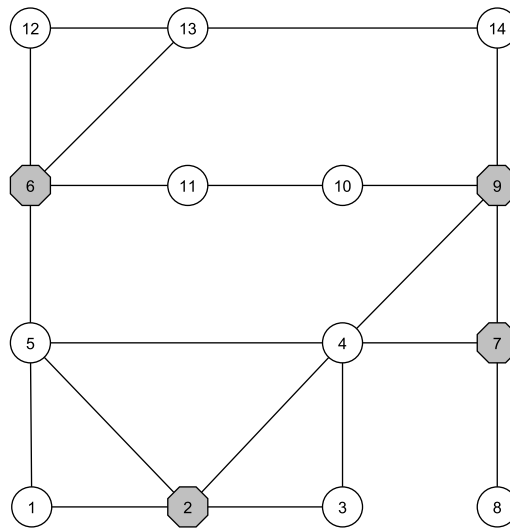


Figura 2 – Um conjunto dominante da rede IEEE de 14 barras

No presente trabalho pretende-se usar este conceito de dominação de grafos para construir um algoritmo de observabilidade topológica e propor uma solução para o problema de alocação ótima de PMUs em uma rede elétrica, visando minimizar os custos de planejamento e instalação de PMUs para um sistema de monitoramento e controle. Importa dizer que este seria só uma primeira parte do solução do problema, pois numa segunda fase do algoritmo implementa-se uma rotina para otimizar os custos com as infraestruturas de comunicação (IC).

## 2.4 As WAMS

Os Sistemas de Gerenciamento de Energia com base na ferramenta SCADA são amplamente usados como tecnologia de conhecimento situacional das redes de potência. Contudo, fornecem somente uma vista estática do estado de um sistema de potência dinâmico. O crescimento das redes elétricas em sistemas maiores e complexos, o impacto das energias renováveis, o acesso livre às redes de transmissão e a desregulação do setor elétrico tem alterado a natureza dos sistemas de potência. As WAMS representam um avanço tecnológico importante e promissor na melhoria da visibilidade e do conhecimento do estado das redes elétricas atuais e futuras, e portanto uma solução indispensável na abordagem dos desafios citados. A tecnologia dos sincrofasores (PMUs) está no coração das WAMS. As medidas das PMUs, por serem mais rápidas e precisas permitem análises também rápidas e precisas da situação das correntes na rede, quase em tempo real, o que dá aos operadores opções para a tomada de ações preventivas e tempo de atuação pela previsão de eventos potencialmente perigosos.

As WAMS, além de abordar as questões de confiabilidade, também efetuam análises dinâmicas em tempo real, calculam margens de segurança, monitoram a segurança do sistema, prevêm estados de emergência e iniciam ações restauradoras para evitar instabilidade.

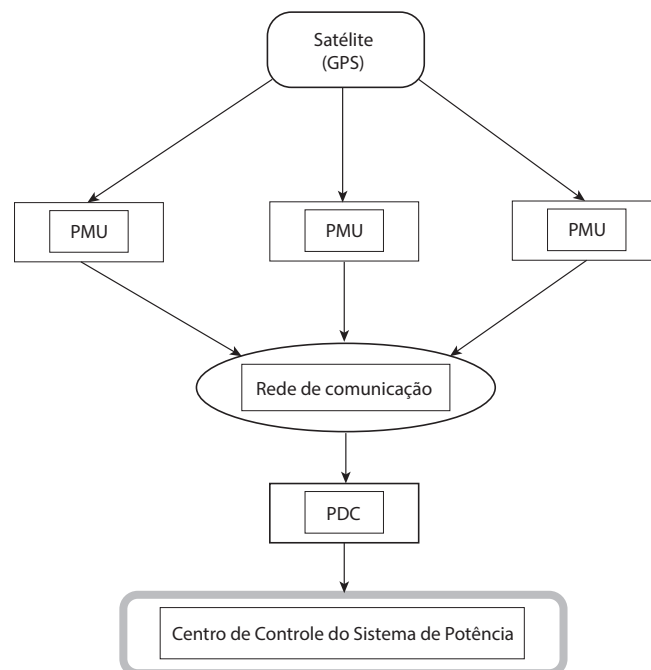


Figura 3 – Arquitetura geral de uma WAMS.

A Arquitetura WAMS consiste em PMUs e PDCs (Phasor Data Concentrator) ou Concentrador de Dados de PMUs, interconectados em diferentes níveis de hierarquia. As WAMS são compostas por: 1) PMUs, 2) PDC, 3) rede de comunicação e 4) Centro

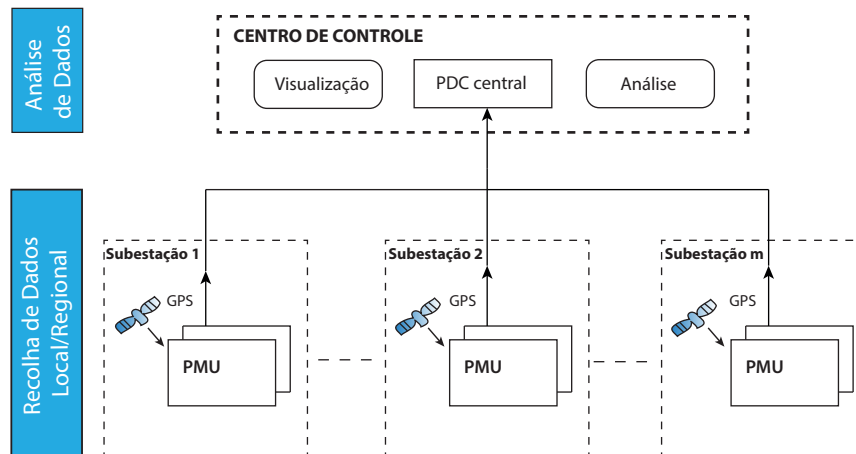


Figura 4 – Arquitetura Centralizada de uma WAMS.

de Comunicação do Sistema de Potência. Estes componentes são mostrados na Figura 3. Os dados sincronizados e medidos pelas PMUs são enviados via rede de comunicação para o PDC que tem a função de organizá-los com base no registro de tempo do GPS e transmiti-los para o centro de controle do sistema de potência para a estimação de estado [Bhonsle e Junghare 2015]. Esta última fase de processamento de aplicativos não será considerada neste trabalho.

Um PDC tem a função de combinar dados de vários sincrofases para posterior processamento. Inicialmente o PDC foi desenhado para combinar os dados de vários PMUs em um único tempo de sincronização de fluxo de dados, com a função principal de monitorar o sistema global de medição. À medida que os sistemas de medição e a instalação de aplicações aumentaram de dimensão, as funções do PDC estenderam-se para incluir mais manipulação de dados, processamento e armazenamento, podendo integrar outras características e também a recepção de dados de outros PDCs.

Há diferentes tipos de arquiteturas viáveis para a implantação de WAMS [Gore e Kande 2015]: centralizada, descentralizada e distribuída.

Na Arquitetura WAMS centralizada (Figura 4) os dados de aquisição, de análise e o decreto de ações corretivas são executadas numa central. As PMUs de várias subestações enviam os dados dos fasores para um PDC Central onde a concentração de dados e sincronização temporal de todos os dados das PMUs são realizadas. O centro de controle usa então estes dados concentrados para analisar e visualizar o sistema de potência e consequentemente emite ações corretivas para equipamentos primários.

Na Arquitetura WAMS descentralizada (Figura 5) o monitoramento de uma grande área é dividido em múltiplas pequenas áreas e os PDCs controlam as áreas pequenas localmente usando dados locais. Os controladores locais são conectados uns aos outros se houver necessidade de resolver um problema de uma grande área. As PMUs dentro de



uma área local, uma subestação ou uma região particular, enviam dados dos fasores para o respectivo PDC local para processamento. Os PDCs analisam os dados para a tomada de ações corretivas e assim proteger ou controlar os correspondentes ativos locais.

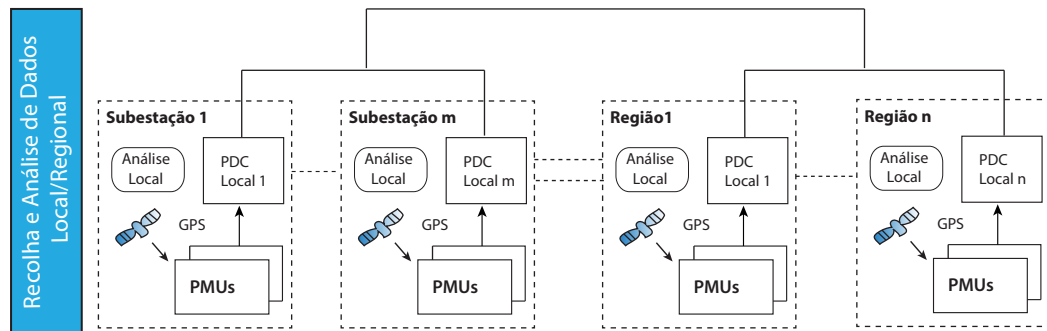


Figura 5 – Arquitetura Descentralizada de uma WAMS.

A Arquitetura WAMS Distribuída (Figura 6) é uma configuração que pode-se considerar entre a centralizada e descentralizada. Possui um controlador central e também controladores descentralizados. Pode ser entendido como um controle centralizado com fases descentralizadas de execução. Esta arquitetura compreende PDCs locais no nível das subestações ou das regiões e um PCD mestre localizado na estação central de controle. As PMUs dentro da área local (regional ou das subestações) enviam dados para o respectivo PDC local; todos os PDCs são conectados ao PDC mestre. O fluxo de informações é reduzido uma vez que os PDCs locais podem processar os dados de PMUs localmente, embora supervisionado e controlado pelo PDC mestre.

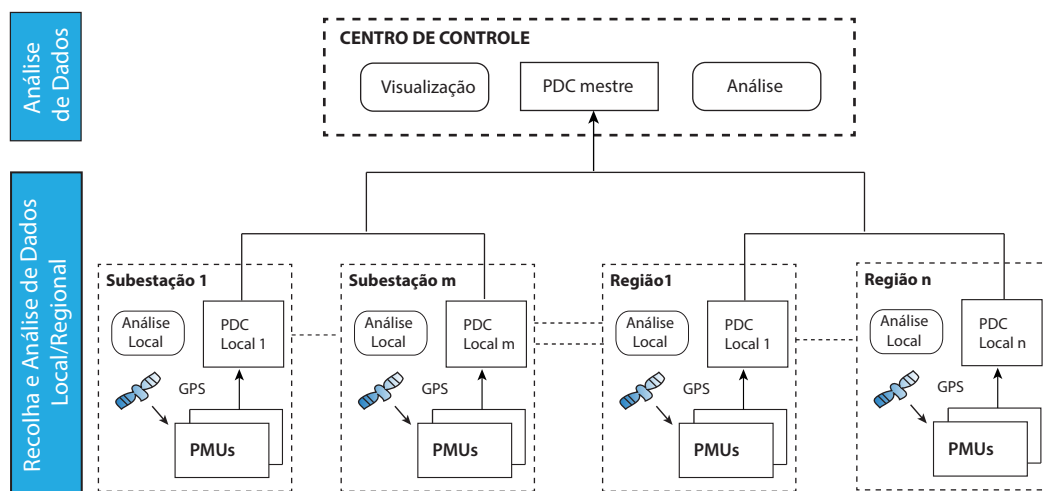


Figura 6 – Arquitetura Distribuída de uma WAMS.

A arquitetura descentralizada da WAMS não é considerada uma solução eficiente

para monitorar grandes áreas e por isso é mais adequada no controle de áreas pequenas e nos casos onde as áreas vizinhas não precisam de coordenação entre elas; por ser também menos divulgada será feita uma comparação somente entre a arquitetura centralizada e a distribuída ([Gore e Kande 2015]).

As arquiteturas centralizada e distribuída são mais utilizadas no controle e monitoramento de grandes áreas. A arquitetura centralizada usa eficientemente os elementos de controle mas está exposta a maior probabilidade de falhas do que a arquitetura distribuída. Outra vantagem da estratégia centralizada é a coordenação de alarmes e gerenciamento de eventos e menor latência pelo menor número de PDCs (ver Figura 7). Por outro lado a arquitetura distribuída é melhor nos quesitos: menor exigência de largura de banda, baixo armazenamento de dados, maior segurança de dados e flexibilidade em implementar funcionalidades adicionais de subestações. Quanto aos custos de implantação, a arquitetura centralizada é menos dispendiosa mas a arquitetura distribuída tem um custo-benefício maior.

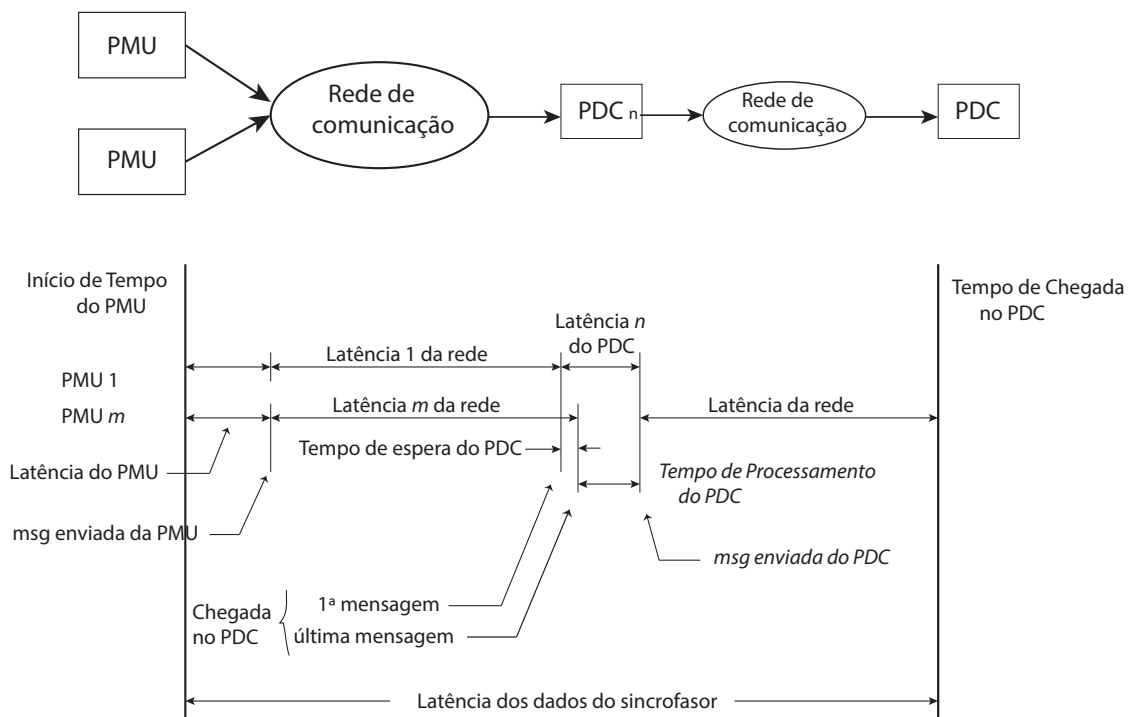


Figura 7 – Latência dos dados de sincrofasores

A decisão de escolher uma das arquiteturas para a implantação da WAMS depende do monitoramento, da proteção e dos esquemas de controle desejados. Após bem definidos todos os aspectos de controle almejados, a decisão por uma ou outra arquitetura é mais fácil, o que é decisivo no aumento da confiabilidade e estabilidade da rede de potência.

Relativo ao canal de comunicação, a fibra ótica é necessária para aplicações que exigem quantidades expressivas de transferência de dados. Outros canais de comunicação como circuitos de telefonia, canais de microondas ou PLC (Power Line Communications)

podem ser usadas quando os volumes de dados são menores e os tempos de resposta mais lentos ([Kansal e Bose 2012]). Em um trabalho inicial sobre os requisitos de transmissão de dados, [Phadke e Thorp 2010] afirmam que as aplicações das WAMS como proteção, monitoração e controle apresentam taxas de transmissão de dados modestas, variando de um mínimo de 100 bps a 57 kbps. No entanto [Kansal e Bose 2012] afirmam que a largura de banda média necessária para aplicações de redes inteligentes (*smart grid*) deve estar na faixa de 5-10 Mbps dentro de uma única área de controle e 25-75 Mbps para comunicações entre centros de controle.

Os meios de transmissão numa WAMS também podem ser classificados em dependentes e independentes ([Shahraeini et al. 2010]). Os meios dependentes são parte dos elementos do sistema de potência, como (PLC), All-Dielectric Self Supporting (ADSS) e a OPGW. Os meios independentes não são parte dos elementos do sistema de potência e são disponibilizados para todos os usuários (por exemplo: comunicação por wifi e por satélite) ou oferecidos por serviços de empresas especializadas [Shahraeini et al. 2012]. Contudo, o atraso que ocorre nos meios de transmissão independentes faz com que os meios dependentes sejam os mais usados nas WAMS, onde se destaca a OPGW pelas vantagens que traz no que concerne a alta capacidade do canal e taxa de transferência, baixas perdas de transmissão e imunidade a interferências eletromagnéticas [Mohammadi et al. 2016].

Posto isto, alguns trabalhos recentes começam a centrar-se na otimização dos custos das WAMS, procurando ir além da simples otimização de quantidade de PMUs mas englobando os custos que envolvem tanto as PMUs como a infraestrutura de comunicação (IC) [Shahraeini et al. 2012]. O trabalho de [Mohammadi et al. 2016] procurou detalhar a otimização considerando, além dos custos das PMUs e de OPGW, outros elementos como *switches* e um PDC central. Considerou também custos diferentes de instalação de PMUs de acordo com o número de canais de medição requeridos em um barramento. Estas otimizações demonstram que a minimização de custos totais nem sempre é determinada pelo número mínimo de PMUs.

*Switches* podem ser entendidos como conversores eletro-óticos e/ou ótico-ótico integrados em um ADM (*Add Drop Multiplexer*) ou semelhante, que permite à PMU conectar-se à rede de comunicação OPGW ou permitir que os vários ramos de OPGW que cheguem em um barramento possam formar um nó da rede de comunicação. Outro fator que pode ser levado em conta é a necessidade da instalação de amplificador ótico nos cabos de fibra devido às grandes distâncias envolvidas de um barramento para outro no sistema de transmissão; os custos envolvidos com um amplificador pode justificar a otimização de alocação de PDCs.

Uma abordagem mais realista foi proposta por [Rather et al. 2015] onde propôs um modelo de AOP que considera situações, restrições e custos mais práticos que otimizações precedentes. Este estudo levou em consideração custos escondidos e esquecidos mas

que fazem parte integrante dos custos de instalação de PMUs, tais como: custos de transformadores de corrente e potência, custos de fundações e suporte, custo de desligamento do barramento de instalação do PMU, custo diferenciado de PMU em cada barramento e custos de comunicação. Estes elementos foram inspirados em experiências práticas de um projeto real. Um aspecto que se realça neste trabalho é a possibilidade da pré-existência de infraestrutura de comunicação em alguns ramais do sistema de transmissão, o que pode influenciar a alocação de PMUs em barramentos com tais ramais adjacentes, o que resulta em menores custos.

## 2.5 A Metaheurística VNS

### 2.5.1 Metaheurísticas

O termo *metaheurística* vem de uma junção de duas palavras gregas *meta* (além) e *heuriskein* (encontrar). Há diversas definições para os termos heurística e metaheurística. Adota-se a seguinte definição [Gendreau e Potvin 2008]:

Heurística é uma técnica de resolução específica de um problema. Ela não garante a qualidade da solução obtida. Uma metaheurística é uma heurística genérica que se pode adaptar a cada problema.

As metaheurísticas são convenientes em problemas de otimização NP-difícil ou NP-completo nos quais não existem algoritmos ou métodos para resolvê-los em tempo polinomial. As metaheurísticas são assim usadas nestes casos para obter uma solução de boa qualidade e em tempo computacional razoável.

Principais características de uma metaheurística:

- Usam estratégias que permitem guiar a busca de uma boa solução;
- O objectivo é explorar o espaço de busca de forma eficiente a fim de determinar soluções (quase) ótimas.
- As técnicas usadas variam de simples procedimento de busca local a processos de aprendizagem complexa;
- São geralmente não determinísticas e não garantem uma solução ótima;
- Podem conter mecanismos que evitem que a busca de soluções fique bloqueada em uma região;
- Os conceitos básicos de uma metaheurística podem ser abstratos, sem mencionar um problema específico;
- As metaheurísticas podem fazer uso da experiência acumulada durante o processo de busca do ótimo para melhor guiar o resto do processo.

Diversas metaheurísticas já foram propostas para resolver o problema de alocação ótima de PMUS [Nazari-Heris e Mohammadi-Ivatloo 2015] devido a natureza combinatória do problema e por ser um problema NP-completo [Haynes et al. 2002].

O VNS (*Variable Neighborhood Search*) é uma metaheurística proposta pela primeira vez por [Mladenović e Hansen 1997] e vem sendo aplicado em vários problemas com sucesso [Hansen et al. 2010, Caporossi e Hansen 2004]. Este algoritmo foi projetado para encontrar soluções aproximadas e emprega-se em problemas de programação linear,

programação inteira, programação não linear e outras. O VNS é uma metaheurística que se baseia em mudanças sistemáticas da vizinhança das soluções para resolver problemas de otimização combinatória. Do levantamento bibliográfico não identificou-se nenhum trabalho que aplicasse esta metaheurística ao problema de otimização da alocação de PMUs.

### 2.5.2 Algoritmo VNS - *Variable Neighbourhood Search*

Antes de introduzir o algoritmo enumera-se algumas definições:

Uma estrutura de vizinhança (ou vizinhança) é uma função  $N$  que associa um subconjunto  $\Omega$  a todas as soluções  $x \in \Omega$ . Uma solução  $x' \in N(x)$  é dito um vizinho de  $x$ .

Uma solução  $x \in \Omega$  é um mínimo local de uma vizinhança  $N$  se  $f(x) \leq f(x')$ , para todo  $x \in N(x)$ .

Uma solução  $x \in \Omega$  é um mínimo global ou ótima se  $f(x) \leq f(x')$ , para todo  $x \in \Omega$ .

As vizinhanças dependem do problema e por isso são definidas genericamente numa metaheurística.

O VNS (ou Busca em vizinhança Variável em português) baseia-se no método de vizinhanças variáveis:

- Considera-se um conjunto de vizinhanças  $\{N^1, N^2, \dots, N^{k_{\max}}\}$  parametrizados pelo índice  $k$ ;
- Quanto maior for  $k$  maiores e mais afastados serão as vizinhanças. A idéia é deslocar-se de vizinhanças mais próximas para as mais afastadas buscando-se fugir de ótimos locais;
- Muda-se de vizinhança ( $k \leftarrow k + 1$ ) sempre que se está "preso" em uma solução;
- Um mínimo local de uma vizinhança não é forçosamente de uma outra vizinhança;
- Em caso de sucesso (redução de  $f$ ), retorna-se para  $N^1$ ;
- Normalmente, permite-se vários ciclos de  $k=1$  à  $k = k_{\max}$ .

O VNS portanto, explora vizinhanças progressivamente mais distantes da solução corrente e move-se para outra solução se esta for melhor que a precedente. Esta metaheurística possui dois estágios na procura de novas soluções cada vez mais longe de ótimos locais: (1) o *Shaking* (perturbação) que permite mudar (variar) progressivamente a vizinhança da solução corrente; e (2) *Descend* que é um procedimento de busca local. Esta metaheurística tem compromisso com a simplicidade e a eficiência.

A fase de perturbação é necessária para que a solução se afaste de ótimos locais. O método de perturbação é parametrizado por  $k$  (amplitude de perturbação) e muda cada vez mais a solução corrente à medida que  $k$  aumenta. Cada valor de  $k$  corresponde a uma vizinhança diferente  $N^k$ . A busca é cada vez mais global e diversificada quando não há progressos na solução. Se a busca local conseguir melhorar a solução prévia à perturbação então a nova solução é adotada e a perturbação é retomada com valor  $k=1$ . Este processo é iterativo e prossegue até se atingir um critério de parada.

A seguir apresenta-se a estrutura básica do VNS embora haja algumas variações do algoritmo [Mladenović e Hansen 1997]:

### Pseudo-código da Metaheurística VNS

- 1 Escolher uma solução  $x \in \Omega$
- 2      $k \leftarrow 1$
- 3 Enquanto um critério de parada não é satisfeito
- 4      $x' \leftarrow shaking(x, k)$ , escolher aleatoriamente uma solução  $x'$  em  $N^k(x)$
- 5      $x'' \leftarrow descend(x')$
- 6     Se  $f(x'') < f(x)$
- 7          $x \leftarrow (x'')$
- 8      $k \leftarrow 1$
- 9     Se  $k < k_{\max}$ , faça  $k \leftarrow k + 1$
- 10    Senão, faça  $k \leftarrow 1$

Esta metaheurística caracteriza-se pela simplicidade e eficiência e propõe-se usá-la na implementação do algoritmo para resolver o problema aqui proposto.

Na Figura 8 mostra-se o funcionamento do algoritmo em uma ilustração gráfica. Inicia-se com uma solução  $x_k$  e de seguida faz-se uma perturbação de acordo com o parâmetro  $k$  obtendo-se uma solução provisória  $x'$  (b). Aplica-se então uma busca local sobre esta nova solução e obtem-se a mesma solução anterior à perturbação. Como a solução não melhorou, aumenta-se o valor do parâmetro  $k$  e faz-se o mesmo procedimento. Percebe-se que a perturbação vai aumentando cada vez mais o espaço de busca. Na terceira perturbação a vizinhança da solução é ainda maior, mas esta permitirá encontrar uma solução melhor que os anteriores. Esta nova solução  $x_{k+3}$  será a solução ótima.

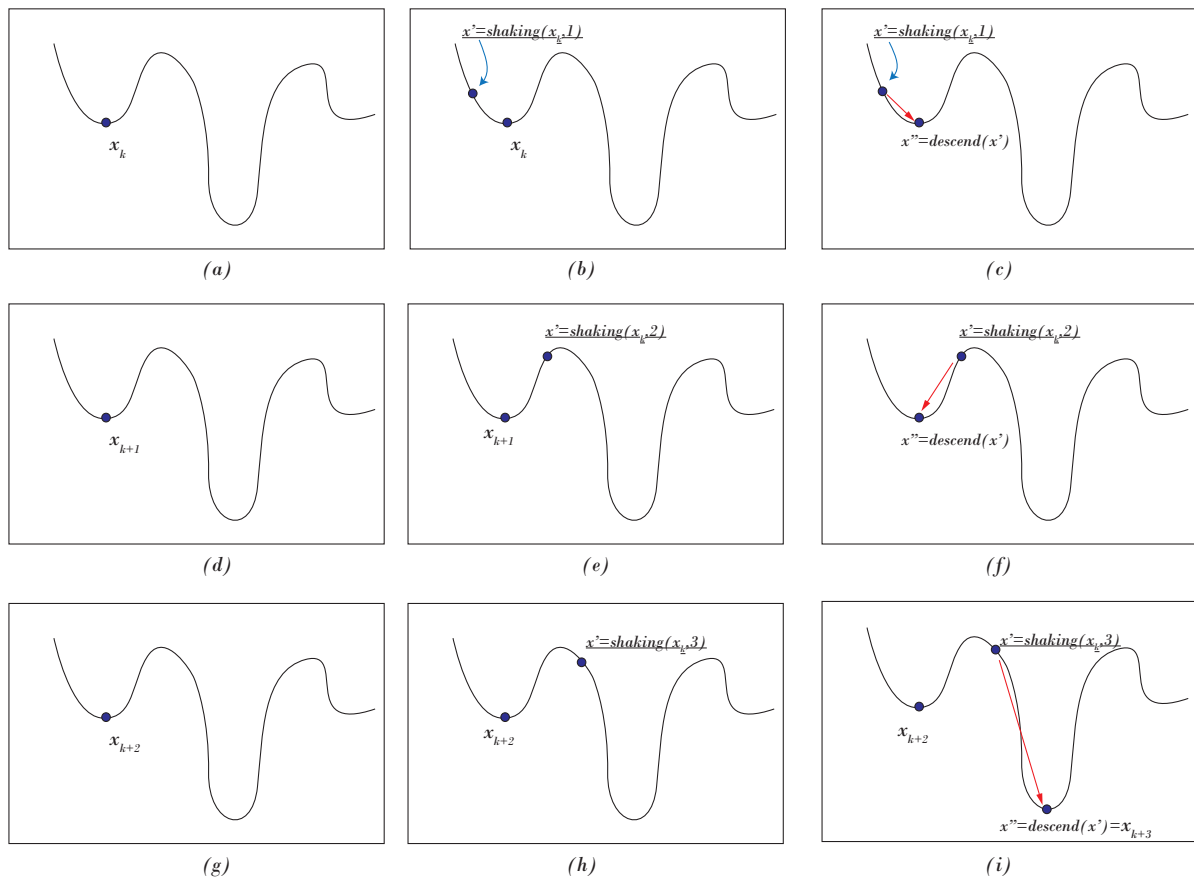


Figura 8 – Ilustração do funcionamento do VNS



## 3 Teoria dos grafos

Este capítulo procura apresentar alguns conceitos da Teoria dos Grafos que serão importantes para um bom desempenho do algoritmo a ser proposto e baseado na metaheurística VNS.

### 3.1 Conceitos básicos de Grafos

A análise topológica da observabilidade baseia-se no conhecimento dos elementos e das conexões do sistema de transmissão de potência. Por isso é usual utilizar uma representação em grafos do sistema de potência. Em seguida introduz-se alguns conceitos sobre grafos que se mostrarão necessários ao longo deste trabalho.

Um grafo finito  $G=(V,E)$  é definida pelo conjunto finito  $V = \{v_1, v_2, \dots, v_n\}$  cujos elementos são chamados vértices, e o conjunto finito  $E = \{e_1, e_2, \dots, e_m\}$  cujos elementos são chamados de arestas.

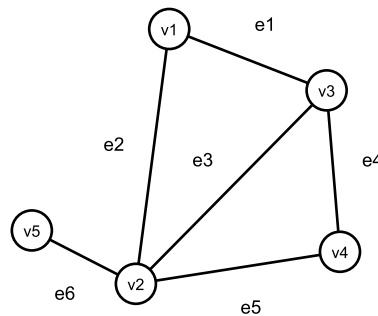


Figura 9 – Grafo genérico com 5 vértices e 6 arestas.

Uma aresta  $e$  do conjunto  $E$  é definida por um par de vértices não ordenado, denominado as extremidades de  $e$ . Na Figura 9 a aresta  $e_1$  conecta os vértices  $v_1$  e  $v_3$ , dizemos que estes vértices são adjacentes, ou incidentes a  $e_1$  ou ainda que  $e_1$  é incidente aos vértices  $v_1$  e  $v_3$ .

Este grafo  $G=(V,E)$  pode representar um sistema elétrico de potência, onde os vértices representam os barramentos elétricos (subestações onde linhas de transmissão, cargas e geradores são ligados) e arestas representam linhas de transmissão que conectam dois barramentos.

Um grafo é caracterizado também por várias métricas ou invariantes.

A ordem de um grafo é o número de vértices  $n$  deste grafo. Neste caso a ordem do grafo é igual a 5.

O grau de um vértice (uma das medidas de centralidade de um grafo) é o número de arestas incidentes a ele, ou o número de vértices que lhe são adjacentes. No grafo o grau de  $v_3$  é igual a 3.

O grau máximo de um grafo é o maior grau de todos os seus vértices. No grafo  $G$ , o vértice com maior grau é o vértice  $v_2$ , logo o grau máximo do grafo  $G$  é igual a 4.

Um caminho é uma sequência sem repetição de arestas adjacentes e que une dois vértices quaisquer. No grafo existem quatro caminhos diferentes entre os vértices  $v_1$  e  $v_5$ :  $\{e_2, e_6\}$ ,  $\{e_1, e_3, e_6\}$  e  $\{e_1, e_4, e_5, e_6\}$ .

Um grafo é desconexo se não existe pelo menos um caminho entre algum par de vértices. No grafo acima, se a aresta  $e_6$  for retirada desconecta-se o vértice  $v_5$  do resto dos vértices, ou seja, temos um grafo desconexo.

Um ciclo é um caminho que inicia e termina no mesmo vértice, percorrendo de forma sequencial arestas e vértices mas sem repetição. No grafo pode identificar-se três ciclos:  $\{e_1, e_2, e_3\}$ ,  $\{e_3, e_4, e_5\}$  e  $\{e_1, e_4, e_5, e_2\}$ .

Uma árvore é um grafo conexo onde não há ciclos. Pode-se derivar várias árvores de um grafo. Do grafo da Figura 9 pode-se obter uma árvore eliminando as arestas  $e_1$  e  $e_4$ :

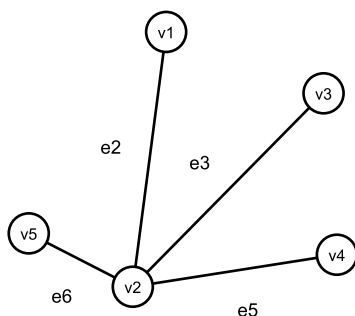


Figura 10 – Árvore - um grafo sem ciclos.

Uma floresta (Figura 11) é um grafo que obtêm-se pela remoção de quaisquer arestas de uma árvore. Mais geralmente, uma floresta é um grafo desconexo sem ciclos.

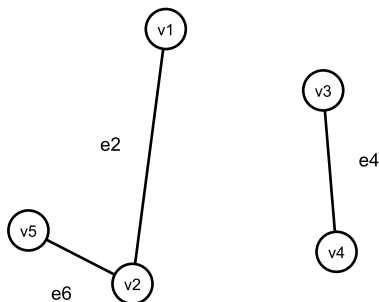


Figura 11 – Exemplo de uma floresta: grafo desconexo sem ciclos

Um subgrafo é um grafo que se obtêm ao remover quaisquer vértices ou arestas de um grafo original. Subgrafo induzido é um grafo obtido de um grafo original considerando alguns dos seus vértices e arestas. Um subgrafo pode ser desconexo e conter ciclos.

### Matriz de adjacência

Pode-se representar um grafo por uma matriz de adjacência. Em uma matriz de adjacência, as linhas e colunas representam os vértices do grafo. Um número "1" na posição (i,j) significa que os vértices  $i$  e  $j$  são adjacentes (existe uma aresta que conecta os dois). Se  $G=(V,E)$  é um grafo não direcionado e com  $N$  elementos, a matriz de adjacência  $A=[a_{ij}]_{N \times N}$  é uma matriz cujos elementos são definidos a seguir:

$$a_{ij} = \begin{cases} 1, & \text{se o vértice } i \text{ está conectado com } j; \\ 0, & \text{caso contrário.} \end{cases} \quad (5)$$

No caso do grafo da Figura 9 constrói-se a seguinte matriz de adjacência:

$$A = \begin{bmatrix} 0 & 1 & 1 & 0 & 0 \\ 1 & 0 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \end{bmatrix}$$

Uma característica da matriz de adjacência é ser sempre simétrica com a diagonal nula, se o grafo for não direcionado.

A centralidade de grau ou simplesmente o grau de um vértice  $i$ , denotado por  $deg(v_i)$ , pode ser calculada através da matriz de adjacências do grafo da rede através da equação 6:

$$deg(v_i) = \sum_{j=1}^N [a]_{ij} \quad (6)$$

Ou seja, para calcular o grau de um vértice soma-se os componentes da coluna ou da linha que dizem respeito ao vértice.

Pode-se também ter um grafo com pesos diferentes nas arestas, uma vez que o grafo da Figura 9 pode ser entendido como um grafo de peso igual em todas as arestas. O peso nas arestas pode significar distâncias de linhas numa rede elétrica ou de telecomunicações

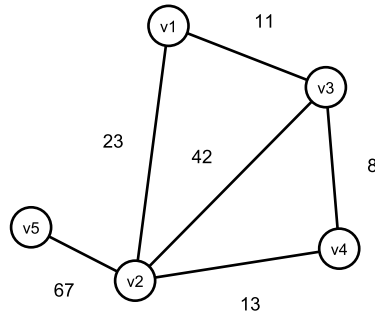


Figura 12 – Grafo ponderado.

ou pode representar fluxo de veículos numa rede rodoviária. A Figura 12 mostra o mesmo grafo original mas com pesos nas arestas.

Neste caso, a matriz de adjacências pode ser ponderada com os pesos das arestas nas colunas e linhas da matriz.

$$A = \begin{bmatrix} 0 & 23 & 11 & 0 & 0 \\ 23 & 0 & 42 & 13 & 67 \\ 11 & 42 & 0 & 8 & 0 \\ 0 & 13 & 8 & 0 & 0 \\ 0 & 67 & 0 & 0 & 0 \end{bmatrix}$$

### 3.2 O Conjunto Dominante Conexa

O problema proposto nesta dissertação, ou seja, minimizar os custos totais do sistema de monitoração, implica alocar um conjunto mínimo de PMUs e também minimizar as distâncias envolvidas na comunicação dos dados medidos. Este objetivo com duas componentes está muito relacionado ao Problema do Conjunto Dominante Conexa Mínimo (CDCM) abordado na Teoria dos Grafos. Este conceito vem sendo aplicado em problemas de redes sem fio como roteamento, *broadcasting* e controle de topologia [Ding et al. 2010]. Entretanto, como explicitado a seguir, o problema aqui abordado não é precisamente o problema do Conjunto Dominante Conexa Minimal, mas o problema (1) de determinar um Conjunto Dominante Mínimo onde serão alocadas as PMUs e, (2) de interligar os elementos desse conjunto por meio de uma árvore de custo mínimo, formando a Infraestrutura de Comunicação (IC).

Como foi dito anteriormente, um conjunto dominante de um grafo  $G=(V,E)$  é um subconjunto  $D$  contido em  $V$  tal que cada elemento de  $V$  ou pertence a  $D$  ou é vizinho de algum elemento de  $D$ . O número dominante  $\gamma(G)$  é o número de elementos do menor conjunto dominante do grafo. Quando se requer que o subgrafo induzido pelos vértices de  $D$  seja conexo, tem-se um conjunto dominante conexo. O desafio em muitos trabalhos é

minimizar a cardinalidade deste conjunto, a fim de obter um conjunto dominante conexo mínimo. O número dominante conexo  $\gamma_c(G)$  é o menor número de elementos do conjunto dominante conexo.

Em [Guha e Khuller 1998] são apresentadas duas abordagens para resolver de forma aproximada o problema do Conjunto Dominante Conexo Mínimo (CDCM), que em geral é NP-difícil. A primeira delas usa um algoritmo guloso para construir um Conjunto Dominante Conexo (CDC) em uma única fase a partir do crescimento de uma árvore, começando de um vértice de grau máximo. A segunda abordagem utiliza uma fase inicial para encontrar um conjunto dominante mínimo, e uma segunda fase para conectar os elementos desse conjunto através de uma Árvore de Steiner. Determinar uma árvore de Steiner é um semelhante ao problema de determinar uma árvore geradora mínima, mas este se diferencia pela adição de vértices e arestas intermediários ao grafo de forma a reduzir o comprimento da árvore geradora.

Esta segunda abordagem vem sendo cada vez mais usada [Liu et al. 2016] e é mais adequada ao problema deste trabalho (alocação de PMUs e otimização da IC), uma vez que há um claro objetivo de determinar um conjunto dominante conexo mínimo para a IC, mas também de identificar o conjunto dominante mínimo, que corresponde aos vértices onde serão alocadas as PMUs. Entretanto, o problema de determinar uma Árvore de Steiner, interligando o conjunto dominante obtido na primeira fase, também é NP-difícil e em geral é resolvido por meio de heurísticas [Du et al. 2013].

Na figura 13 apresenta-se um Conjunto Dominante Conexo (CDC) do grafo representativo da rede de transmissão IEEE-14. Pode-se ver que o CDC é um subgrafo constituído por seis vértices  $\{2,4,5,6,7,9\}$  e cinco arestas  $\{2-4,2-5,5-6,4-9,4-7\}$ . Este subgrafo seria uma solução para o problema de dimensionamento de um sistema de monitoramento da rede em causa: os seis vértices indicam os locais onde pode-se alocar as PMUs e as arestas indicam o caminho dos cabos de fibra para interligar as PMUs. No entanto, ainda se coloca uma questão. É necessário que todos os seis vértices tenham PMUs? Sabe-se neste problema que com quatro PMUs alocados em  $\{2,6,7,9\}$  seriam suficientes para garantir a observabilidade. Conclui-se que a solução do problema proposto inclui determinar um CDC e também discriminar onde alocar as PMUs neste subgrafo (exigiria executar mais um algoritmo para esta identificação).

Por outro lado, o problema de alocação ótima de PMUs (AOP) pode apresentar outros requisitos e condições contingenciais, como presença de ZIBs, perdas de PMU e de linhas, o que dificulta a modelagem do problema de AOP como um simples problema de CDCM. Ou seja, o CDC, para estes casos, deverá atender a certas restrições, e assim se define CDCs com algumas propriedades:

- Conjunto Dominante Duplo Conexo Mínimo (CDDCM) - para o requisito de perda

de PMUs ou de qualquer ramo - é um CDC que domina ou observa cada vértice duas vezes;

- Conjunto Dominante Misto Conexo Mínimo (CDMCM) - para o requisito de perda de alguns ramos pré-determinados - é um CDC que domina ou observa certos vértices (aqueles que são afetados por uma perda de linha) duas vezes;
- Conjunto Dominante Parcial Conexo Mínimo (CDPCM) - para o requisito de presença de ZIB - é um CDC que não precisa observar determinados vértices;

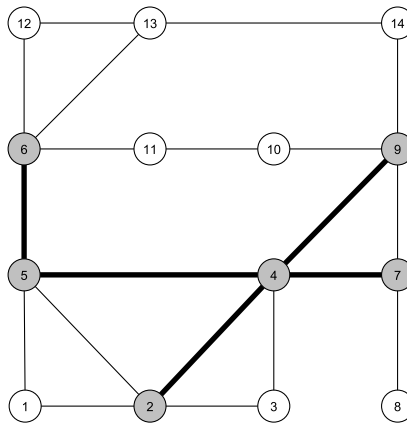


Figura 13 – Um conjunto dominante conexo da rede IEEE de 14 barras

A abordagem usada neste trabalho para solucionar estes problemas é usar a estratégia de construir o conjunto dominante em duas etapas: alocar as PMUs nos nós e de seguida conectar os mesmos.

Um indicador que caracteriza o CDCM obtido é a definição de Preço de Conectividade do Conjunto Dominante ( $PoC_{CD}$ ). Este indicador traduz o quanto de elementos adiciona-se ao conjunto dominante para resultar um subgrafo conexo. Este indicador é calculado pela equação 7:

$$PoC_{CD}(G) = \frac{\gamma_c(G)}{\gamma(G)} \quad (7)$$

Na Figura 13 o conjunto dominante  $\{2,6,7,9\}$  tem  $\gamma(G) = 4$  e o conjunto dominante conexo  $\{2,4,5,6,7,9\}$  um  $\gamma_c(G) = 6$ . Então,  $PoC_{CD} = 6/4 = 1.5$ .

O valor teórico do  $PoC_{CD}$  pode assumir valores no intervalo  $[1,3]$  [Duchet e Meyniel 1982], com valores maiores para grafos pouco conexos e valores menores para grafos mais densos (grau médio dos vértices do grafo elevado). Neste trabalho não se calcula o valor teórico mas o valor prático obtido com o algoritmo (nota: o CDCM deve atender a certos

requisitos do problema). Usa-se este indicador para comparar com os resultados de outros trabalhos. Quanto menor o  $PoC_{CD}$  menor é o CDCM obtido.

Ressalta-se que o número de PMUs considerado deve ser um valor de referência da literatura, ou seja, o menor número de PMUs conseguido pela literatura para aquela rede. O mesmo pode ser dito para a configuração das PMUs, que deve ser pré-estabelecido, para se ter uma base de comparação.

### 3.3 Métricas de Centralidade em Grafos

A centralidade de um vértice em um grafo determina a importância relativa de um vértice no grafo. Existem várias métricas de centralidade, mas se focalizará nas mais importantes para este trabalho.

O trabalho de [Meghanathan 2015] mostrou que medidas de centralidade podem ser usadas para determinar um CDC mínimo em grafos representando redes grandes e complexas do mundo real. O algoritmo usado foi simulado com diferentes métricas de centralidade em seis redes práticas e compara os resultados obtidos. As métricas de centralidade usadas foram centralidade de grau, centralidade de intermediação (ou *Betweenness Centrality*), centralidade de autovalor da matriz de adjacência e centralidade de proximidade (ou *Closeness Centrality*). Nesse trabalho o algoritmo calcula primeiramente a métrica em causa de todos os vértices de um grafo, e faz um procedimento de ordenação e busca dos vértices com maiores métricas para serem inseridos no CDC. Os resultados desse estudo mostram que a medida de centralidade de intermediação é a métrica que produz globalmente os menores CDC e a centralidade de Grau é a segunda métrica em termos de desempenho. Esta conclusão vêm justificar porque estas duas métricas serão as utilizadas no algoritmo proposto no Capítulo 2.5. Relativamente a medida de centralidade de grau, será usada para criar uma outra métrica - Dominância - e que é uma das contribuições deste trabalho.

#### 3.3.1 Centralidade de Intermediação

A medida de centralidade de Intermediação ou *Betweenness Centrality* (BWC) de um vértice  $i$  traduz a importância deste vértice em uma rede, ou seja, a relevância de conectar vários vértices e vários caminhos no grafo. A  $BWC(i)$  é proporcional a  $mc(i)$  que é o número de vezes que o vértice  $i$  faz parte de um caminho mais curto entre quaisquer pares de vértices no grafo. No grafo da Figura 14 apresenta-se o valor de  $mc(i)$  (entre parêntesis) e da BWC (a negrito) para cada vértice. Constata-se que  $mc(2)=7$ , ou seja, existem 7 menores caminhos entre pares de vértices origem-destino que passam pelo vértice 2 (vértice intermediário dos caminhos). Este valor elevado da  $mc(2)$  corrobora a posição central que tem no grafo, e a sua eliminação desconectaria expressivamente o grafo. Por

outro lado, o vértice 1 não tem peso para conectividade entre os outros três vértices. Se este grafo fosse um sistema de comunicação e os vértices os roteadores, o valor  $mc(2)=7$  confirmaria a importância de garantir a confiabilidade de operação do roteador 2; ou se fosse uma rede de transmissão de potência o barramento 2 seria de capital importância para a conectividade da rede e o transporte de potência.

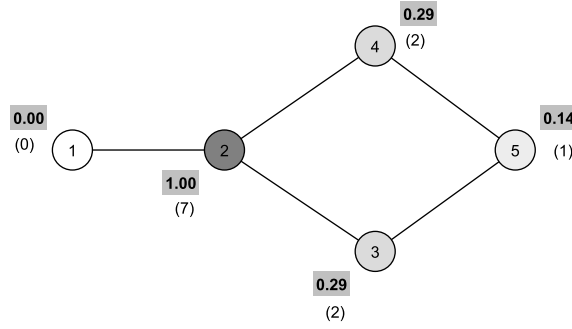


Figura 14 – Betweenness e  $mc(i)$  dos vértices  $i$  de um grafo

A *Betweenness Centrality* é calculada como a razão entre o número de menores caminhos que um vértice faz parte e, o número total de menores caminhos entre todas as combinações de pares de vértices origem-destino. Se o número de menores caminhos entre dois pares de vértices  $j$  e  $k$  que passa pelo vértice  $i$  é denotada por  $mc_{jk}(i)$ ; se o total de menores caminhos entre dois pares de vértices  $j$  e  $k$  do grafo é denotado por  $mc_{jk}$  então o BWC é dado pela equação 8.

$$BWC(i) = \sum_{j \neq k \neq i} \frac{mc_{jk}(i)}{mc_{jk}} \quad (8)$$

Os valores de BWC estão também no grafo da Figura 14 acima dos valores  $mc(i)$  (entre parênteses). Pode-se interpretar o BWC como um número relativo do  $mc(i)$ , ou seja, o vértice 2 é o que tem maior BWC por ter o maior valor  $mc$ .

O número de caminhos mais curtos a partir de um nó  $j$  para todos os outros nós  $k$  em um grafo não-direcional pode ser determinado através da execução do algoritmo Busca Primária em Largura (BFS - *Breadth First Search*). O BFS é um algoritmo simples de busca em um grafo e constitui-se um arquétipo para outros algoritmos tais como Árvore Geradora de Prim, *Dijkstra* e Menores Caminhos Simples [Cormen 2009]. A seguir é descrito o funcionamento deste algoritmo:

Seja um grafo  $G = (V, E)$  e um vértice fonte  $s$ , o BFS explora sistematicamente as arestas de  $G$  para "descobrir" os vértices que são adjacentes a  $s$ . Ele calcula a distância (menor número de arestas) de  $s$  para cada vértice alcançável. Também produz uma "árvore em largura" com raiz em  $s$  que contém todos os vértices alcançáveis. Para qualquer vértice



$v$  acessível a partir de  $s$ , o caminho na "árvore em largura" de  $s$  para  $v$  corresponde a um "caminho mais curto" de  $s$  para  $v$  em  $G$ , isto é, um caminho contendo o menor número de arestas. O algoritmo funciona em grafos direcionados ou não.

O BFS é assim chamado porque expande uniformemente a fronteira entre os vértices descobertos e os não descobertos ao longo da largura da fronteira. Ou seja, o algoritmo descobre todos os vértices a uma distância  $k$  do vértice  $s$  antes de descobrir qualquer vértice a uma distância  $k+1$ . Para manter o registro do processo, o algoritmo faz a coloração de cada vértice em branco, cinza ou preto. Todos os vértices começam com a cor branca e podem tornar-se cinza ou preto. Um vértice é descoberto ao ser encontrado pela primeira vez na busca, tornando-se não-branco. Os vértices cinza e preto são os vértices que já foram descobertos, mas o algoritmo os diferencia para assegurar que o processo de busca continua de forma abrangente. Se  $(u,v) \in E$  e o vértice  $u$  é preto, então o vértice  $v$  é preto ou branco; significa que todos os vértices adjacentes a vértices pretos foram descobertos. Os vértices cinza podem ter alguns vértices vizinhos brancos; eles são a fronteira entre vértices descobertos e não descobertos.

O BFS constrói a "árvore em largura" a partir de uma raiz (vértice fonte)  $s$ . Sempre que um vértice  $v$  "branco" é descoberto ao se escanear a adjacência (matriz de adjacência) de um já descoberto vértice  $u$ , o vértice  $v$  e a aresta  $(u,v)$  são adicionados à árvore. Diz-se que  $u$  é o predecessor ou o pai de  $v$  na árvore. Como um vértice é descoberto só uma vez, terá só um pai. Relacionamentos ascendentes e descendentes na "árvore em largura" são definidos de acordo com o sentido de origem da raiz. O BFS faz uso da matriz de adjacência (ou lista de adjacências) do grafo; e mantém o registro numa estrutura de dados adicionais relativo a cada vértice do grafo. Para cada vértice  $u$  do grafo é registrada a sua coloração em uma variável  $color[u]$  e o seu predecessor em uma variável  $\pi[u]$ . Se  $u$  não tem predecessor (caso de  $u=s$  ou de  $u$  não ser ainda descoberto) então  $\pi[u] = \{\}$ . A distância da fonte  $s$  até o vértice  $u$  calculada pelo algoritmo é armazenada em  $d[u]$ . O algoritmo também usa uma fila  $Q$  *first-in, first-out* para gerir o conjunto dos vértices cinza.

### Algoritmo BFS

BFS ( $G,s$ )

- 1 Para cada vértice  $u \in V[G] - \{s\}$
- 2   faça  $color[u] \leftarrow \text{BRANCO}$
- 3    $d[u] \leftarrow \infty$
- 4    $\pi[u] \leftarrow \{\}$
- 5  $color[s] \leftarrow \text{CINZA}$
- 6  $d[s] \leftarrow 0$

```

7   $\pi[s] \leftarrow \{\}$ 
8   $Q \leftarrow \emptyset$ 
9  ADICIONAR ( $Q, s$ )
10 Enquanto  $Q \neq \emptyset$ 
11   Faça  $u \leftarrow \text{INSERIR}(Q)$ 
12   Para cada  $v \in \text{Adj}[u]$ 
13     Faça se  $\text{color}[v] = \text{BRANCO}$ 
14       então  $\text{color}[v] \leftarrow \text{CINZA}$ 
15        $d[s] \leftarrow d[u] + 1$ 
16        $\pi[v] \leftarrow [u]$ 
17       ADICIONAR ( $Q, v$ )
18    $\text{color}[v] \leftarrow \text{PRETO}$ 

```

Na figura 15 mostra-se o valor da BWC para cada um dos vértices; aumentou-se proporcionalmente o tamanho dos nós de acordo com o valor de BWC para melhor visualização. Comprova-se que os vértices mais periféricos tem uma BWC mais baixa; também se constata que cinco dos vértices com maior BWC fazem parte dos seis elementos do CDC mostrado na Figura 13, o que reforça a ideia de usar-se a BWC na determinação de um menor CDC.

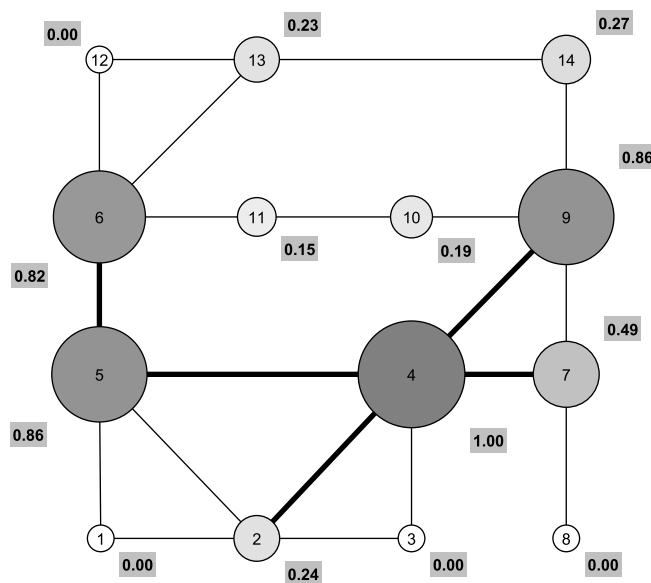


Figura 15 – Betweenness dos vértices da rede IEEE-14

## 3.4 Árvore Geradora Mínima

A árvore geradora mínima (*Minimum Spanning Tree*) [Cormen 2009] é um conceito com muita aplicabilidade em várias áreas do conhecimento. A árvore geradora consiste em um subgrafo acíclico  $A=(V, E')$  de um grafo  $G=(V,E)$ , que contém todos os vértices de  $G$ , ou seja,  $A$  é uma árvore máxima (que contém todos os vértices de  $G$ ) e  $E' \subset E$ . Consequentemente pode-se obter várias árvores geradoras de um mesmo grafo, considerado outras combinações de arestas.

Em muitos grafos considera-se pesos diferentes nas arestas, que podem ser representativos de custos, de distâncias ou outro parâmetro. Assim, em muitos problemas busca-se encontrar uma árvore geradora cuja soma dos pesos das arestas seja mínima. São os problemas de *árvore geradora mínima*. Na Figura 16 tem-se um exemplo de uma árvore geradora mínima obtida de um grafo inicial (com pesos nas arestas), onde os vértices são os mesmos mas as arestas é um subconjunto (identificadas por linhas mais grossas) das arestas do grafo inicial.

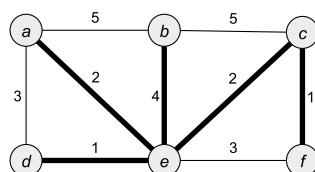


Figura 16 – Árvore geradora mínima de um grafo ponderado

Um dos bem conhecidos algoritmos para determinar uma árvore geradora mínima é o Algoritmo de Kruskal (1956), descrito na próxima seção.

## 3.5 Árvore Geradora Mínima de Kruskal

O Algoritmo de Kruskal é baseado diretamente no algoritmo genérico da árvore geradora mínima. Consiste em fazer crescer uma floresta tentando conectar quaisquer duas árvores pela adição de arestas seguras (que não formam ciclos), preferindo arestas de peso mínimo. Para isso estabelece uma estrutura de dados que registra conjuntos disjuntos de arestas (as árvores da floresta) para não permitir que arestas a adicionar formem ciclos. A operação IDENTIFICAR-CONJUNTO( $v$ ) cria árvores (conjuntos disjuntos) a partir de vértices  $v$ . Considerando dois conjuntos  $C1$  e  $C2$ , uma aresta  $(u,v)$  é selecionada para ligar os dois conjuntos (árvores), mas garantindo que  $u$  e  $v$  não pertencem aos mesmos conjuntos e tem o menor peso  $p(u,v)$ . No algoritmo de Kruskal (a seguir) a operação ENCONTRAR-CONJUNTO( $u$ ) retorna um elemento representativo do conjunto que contém  $u$ .

**AGM-KRUSKAL  $(G,p)$** 

- 1  $A \leftarrow \emptyset$
- 2 **Para** cada vértice  $v \in V[G]$
- 3     **faça** IDENTIFICAR-CONJUNTO( $v$ )
- 4     Ordenar as arestas de  $E$  de forma decrescente pelo peso  $p$
- 5     **Para** cada aresta  $(u,v) \in E$  tomada na ordem crescente do peso  $p$
- 6         **Faça Se** ENCONTRAR-CONJUNTO( $u$ )  $\neq$  ENCONTRAR-CONJUNTO( $v$ )
- 7             **então**  $A \leftarrow A \cup \{(u,v)\}$
- 8             UNIÃO( $\{u,v\}$ )
- 9     **Retorna**  $A$

Como exemplo do funcionamento deste algoritmo a Figura 17 mostra um grafo que vai criando a floresta e conectando-o até formar uma única árvore de peso mínimo. As arestas de peso três não puderam ser colocadas, pois teriam formado um ciclo. O algoritmo é interrompido logo que cinco arestas foram alocadas. Qualquer aresta adicional teria criado um ciclo. Se houver várias arestas com o mesmo peso, pode haver várias árvores geradoras de peso mínimo, dependendo da ordem em que estas arestas foram classificadas.

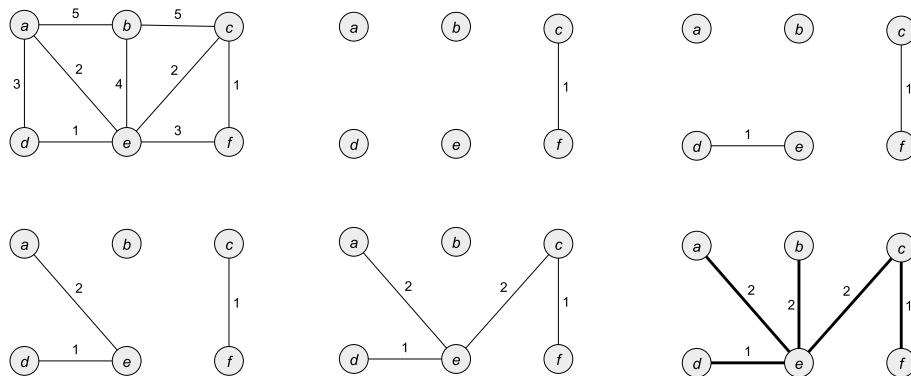


Figura 17 – Execução do algoritmo de Kruskal em um grafo

### 3.6 Menores Caminhos - Algoritmo Dijkstra

O algoritmo Dijkstra resolve o problema de encontrar os menores caminhos de um vértice (fonte) para todos os demais vértices em um grafo  $G = (V,E)$  nos casos onde todas as arestas tem pesos não negativos. O algoritmo Dijkstra mantém um conjunto  $S$  de vértices cujos pesos finais dos menores caminhos da fonte  $s$  foram já determinados. O algoritmo seleciona de forma repetida o vértice  $u \in (V-S)$  com o menor caminho estimado,

adiciona  $u$  a  $S$  e "relaxa" todas as arestas que saem de  $u$ . Na implementação a seguir, usa-se uma fila  $Q$  de mínima propriedade de vértices, ordenados pelos seus valores  $d$  (distância).

### DIJKSTRA ( $G, w, s$ )

```

1  INICIALIZAÇÃO ( $G, s$ )
2   $S \leftarrow \emptyset$ 
3   $Q \leftarrow \in V[G]$ 
4  Enquanto  $Q \neq \emptyset$ 
5      faça  $u \leftarrow \text{EXTRAIR-MIN} (Q)$ 
6           $S \leftarrow S \cup \{ u \}$ 
7          para cada vértice  $v \in S[u]$ 
8              faça RELAXAR ( $u, v, w$ )

```

O processo de relaxamento de um vértice  $(u, v)$  consiste em testar se pode-se melhorar o caminho mais curto até  $v$  passando pelo vértice  $u$ . Em caso positivo, atualiza-se  $d[v]$  (caminhos mais curtos) e  $\pi[v]$  (vértices predecessores de  $v$ ).

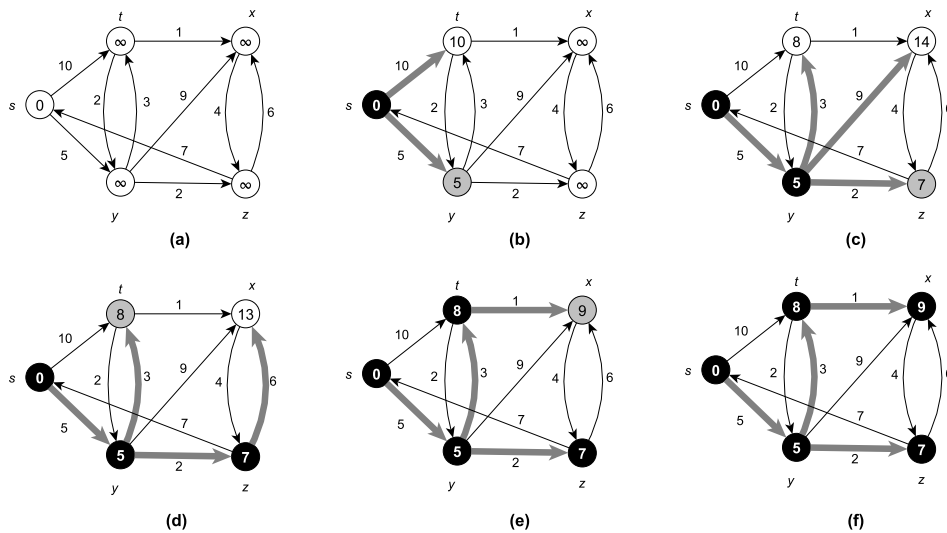


Figura 18 – A execução do Algoritmo Dijkstra. A fonte  $s$  é o vértice mais à esquerda. A estimativa dos caminhos mais curtos é mostrada dentro dos vértices; as arestas em cinza indicam valores precedentes. Vértices em preto estão no conjunto  $S$  e os brancos estão na fila min-prioridade  $Q = V - S$ . (a) Situação antes da primeira iteração do *loop* nas linhas 4-8. O vértice em cinza tem o menor valor  $d$  e é escolhido como vértice  $u$  na linha 5. (b)-(f) As situações após cada iteração sucessiva do *loop*. O vértice cinza em cada situação é escolhido como vértice na linha 5 da próxima iteração. Os valores  $d$  e  $\pi$  em (f) são os valores finais.

O algoritmo Dijkstra relaxa as arestas como mostra-se na Figura 18. A linha 1 inicializa os valores  $d$  e  $\pi$  e a linha 2 inicializa o conjunto  $S$  em vazio. O algoritmo mantém o invariante (ou métrica)  $Q = V - S$  no começo de cada iteração do *loop* (linhas 4-8). A linha 3 inicializa a fila  $Q$  (mínima prioridade) com todos os vértices de  $V$ ; como neste momento  $S = \emptyset$ , o invariante é verdadeiro depois da linha 3. Cada vez que se executa o *loop*, um vértice  $u$  é extraído de  $Q = V - S$  e adicionado a  $S$ , e assim mantêm-se o invariante (a primeira vez que este *loop* é executado  $u=s$ ). O vértice  $u$  tem o menor caminho mais curto estimado de qualquer vértice em  $V - S$ . Então, as linhas 7-8 relaxam cada aresta  $(u, v)$  que parte de  $u$ , e atualiza-se a estimacão  $d[v]$  e  $\pi[v]$  se o caminho mais curto para  $v$  pode ser melhorado ao passar por  $u$ . Observa-se que os vértices nunca são inseridos em  $Q$  depois da linha 3 e que cada vértice é extraído de  $Q$  e adicionado a  $S$  uma única vez, de forma que o *loop* das linhas 4-8 é iterado  $|V|$  vezes. Este algoritmo é dito ser guloso porque sempre escolhe o vértice de  $V - S$  mais "próximo" para ser adicionado a  $S$ .

## 4 Formulação do Problema e Metodologia

### 4.1 Formulação do Problema

Neste trabalho propõe-se resolver o problema do planejamento de um sistema de medição - com base em PMUs - de uma rede de transmissão de energia de forma a tornar observável o sistema de potência para a EE. Este plano de medição além de observável poderá ainda atender outros requisitos mas garantindo que o investimento seja o menos dispendioso possível.

Portanto, o problema consiste em otimizar a alocação de PMUs na rede que resulte na minimização dos custos de investimentos. Muitos trabalhos reduziram o problema de minimização de custos das WAMS ao problema de minimização do número de PMUs. Mas trabalhos recentes mostraram que a minimização do número de PMUs não é garantia de um custo mínimo total uma vez que outros custos estão envolvidos em uma WAMS, tal como a Infraestrutura de Comunicação (IC) que envolve cabos OPGW, *switches*, roteadores e PDCs [Shahraeini et al. 2012].

Portanto a proposta deste trabalho visa resolver o problema da otimização da alocação de PMUs e do dimensionamento da IC que resulte no menor custo total da WAMS. Em seguida, apresenta-se o problema com a função-objetivo e correspondentes restrições.

1. A função-objetivo: *Minimizar os Custos Totais* da WAMS. Estes Custos Totais englobam os custos com PMUs e os custos com a IC.
2. Restrição (1): diz respeito aos requisitos de desempenho. Considera-se três casos: requisito de observabilidade em condições normais, requisito de observabilidade na presença de perda de um único PMU e requisito de observabilidade em condições de variação topológica (ou perda de uma linha). Os dois últimos casos são também chamados de critérios de robustez. As soluções são simuladas separadamente para cada um destes casos.
3. Restrição (2): a conexão de cabos OPGW deve conectar todas as PMUs.

Os requisitos de desempenho referem-se à quantidade e localização das PMUs, de modo a garantir um desempenho desejado para o processo de EE. Os requisitos básicos aqui estabelecidos são: observabilidade em condições normais e robustez do sistema de medição.

Garantir a observabilidade do sistema é um requisito básico que o problema de otimização deve atender, pois é fundamental que toda a rede seja supervisionada para uma correta EE. A observabilidade em condições normais refere-se à garantia de observabilidade na ausência de falhas de equipamentos de medição e de conexão (perdas de linha).

A robustez de um sistema de medição refere-se à capacidade do sistema continuar observável em situações contingenciais. Neste trabalho considera-se como situações contingenciais  $n-1$  a perda singular de qualquer linha (variação topológica) ou qualquer PMU. O problema consiste em determinar o número mínimo de PMUs e suas configurações no caso de situações contingenciais  $n-1$ .

Embora o cálculo do custo da IC de um sistema WAMS seja complexo e dependa de outros elementos tais como, o PDC e os aplicativos, será considerado aqui uma arquitetura centralizada [Gore e Kande 2015] onde todos estes elementos estão agregados numa central de controle, mas que não serão objeto deste estudo. Portanto, neste trabalho será otimizado o custo da IC, partindo do princípio que se trata de um sistema de transmissão dependente, neste caso, cabos OPGW, com uma arquitetura centralizada, tendo um único PDC. A localização do PDC não será otimizada. Quanto às restrições da IC, considera-se que os cabos OPGW serão instalados sobre a estrutura da rede elétrica. Consequentemente o problema consiste em construir uma rede de comunicações sobre a rede elétrica e que seja de menor comprimento total possível de modo a reduzir os custos.

Como descrito anteriormente, este problema assemelha-se ao problema do conjunto dominante conexo mínimo (CDCM). No problema do CDCM original procura-se determinar um subgrafo conexo com um mínimo de elementos (vértices). Neste problema proposto procura-se minimizar os custos (e não elementos) do planeamento de uma WAMS, que consiste de cabos de fibra que interligam as PMUs, ou seja, a IC e PMUs constituem um CDC com o menor custo possível. Além disto, este CDC está sujeito a determinadas restrições. Nas seções a seguir serão formulados os três problemas de CDC (conjunto dominante conexo) com menor custo possível que diferem apenas na consideração dos diferentes casos de restrições nos requisitos de desempenho enunciados anteriormente.

#### 4.1.1 Requisito de Observabilidade em Condições Normais

Nesta seção será formulado o problema que foi introduzido genericamente na seção precedente mas considerando na restrição (1) o Requisito de Observabilidade em Condições Normais. A formulação do problema é dada pela função-objetivo 9 e pelas restrições 10 - 12:

$$\mathbf{Min} \left( \sum_{i=1}^N cp_i \cdot x_i + \sum_{i=1}^N \sum_{j=1}^N (cf \cdot [ap]_{ij} + cr \cdot x_i) \cdot [y]_{ij} \right) \quad (9)$$



sujeito a

$$A \cdot X \geq [1 \ 1 \ 1 \ \dots \ 1]^T \quad (10)$$

$$\sum_{ij \in E} y_{ij} = n - 1 \quad (11)$$

$$\sum_{ij \in E: i \in S, j \in S} y_{ij} \leq |S| - 1, \forall S \subseteq V \quad (12)$$

A função-objetivo 9 consiste na minimização dos custos de PMUs (primeiro somatório) e nos custos com IC (segundo somatório). O segundo somatório é composto pela soma de dois termos que multiplica uma variável, sendo que o primeiro termo representa o custo de elementos ativos, como *switches* e roteadores instalados nos barramentos; o segundo termo representa os custos do comprimento do elemento de comunicação, que neste caso são cabos OPGW.

A restrição 10 representa o requisito de observabilidade em condições normais e garante que cada barramento da rede é observado (dominado) pelo menos por uma PMU. O termo entre parêntesis representa um vetor unitário.

As restrições 11 e 12 garantem que a solução encontrada é um conjunto dominante conexo de um grafo  $G=(V,E)$ , constituída por um conjunto de vértices  $V$  e arestas  $E$ . Neste sentido a equação 11 garante que o número de ligações ou arestas ( $y_{ij}$ ) seja um número com menos uma unidade que o número de vértices  $n$ ; a equação 12 assegura que não haja nenhum subciclo no conjunto dominante conexo construído ao impor que qualquer subconjunto  $S$  deve ter no máximo  $|S|-1$  arestas contidas nesse subconjunto. Ou seja, restringe-se a IC a uma estrutura em árvore.

As demais variáveis são definidas a seguir:

$N$  é o número de nós da rede;

$cp_i$  é o custo de instalação da PMU na barra  $i$  da rede;

$x_i \in \{0,1\}$ , sendo 1 quando uma PMU é alocada no barramento  $i$  e 0 caso contrário;

$cr$  é o custo dos equipamentos ativos, como roteadores e switches. Considera-se que todos os barramentos com PMUs terão tais equipamentos.

$cf$  é o custo de cabos OPGW por km;

$[ap]_{ij}$  representa a distância do barramento  $i$  ao barramento  $j$ . Pode ser visto como um elemento da matriz de adjacência ponderada (com distâncias) da rede.

$y_{ij} \in \{0,1\}$ . Recebe o valor 1 se uma linha existente  $\{i,j\}$  que conecta dois barramentos é selecionada para integrar a rede de cabos de comunicação OPGW.

$X$  é o vetor da localização de PMUs, cujos elementos  $x_i$  foram definidos anteriormente.

$A$  é a matriz de adjacência cujos elementos  $[a]_{ij}$  recebem valores 1 se o barramento  $i$  está conectado ao barramento  $j$  e 0 caso contrário.

#### 4.1.2 Requisito de Robustez - Perda de PMU

Nos sistemas de potência podem ocorrer perdas ou falhas de PMUs. Este caso pode tornar o sistema inobservável para a EE. Para resguardar-se desta situação ou diminuir a probabilidade do sistema perder a observabilidade com a falha de um PMU, o problema de otimização é refeito para garantir que todos os barramentos sejam observados por pelo menos dois PMUs, o que garante a robustez do sistema de medição contra a perda singular de qualquer PMU. Assim, o problema anterior pode ser ligeiramente reformulado para este caso, pois apresenta a mesma função-objetivo 9, as mesmas restrições 11 e 12 mas substitui-se a restrição da equação 10 (requisito de observabilidade em condições normais) pela equação 13 (requisito contra perda de PMU). A equação 13 que reflete o requisito contra perdas de PMUs garante que todo barramento é observado por pelo menos duas PMUs.

$$A \cdot X \geq [2 \ 2 \ 2 \ \dots \ 2]^T \quad (13)$$

#### 4.1.3 Requisito de Robustez - Variação topológica

Outra situação contingencial possível são as mudanças que podem ocorrer na topologia da rede (perda ou falha de linhas) durante a operação dos sistemas de potência ou pelo decorrer de serviços de manutenção da rede. Quando estas situações ocorrem há perda de conexões ou introdução de novas conexões por chaveamento programado pelo gestor do sistema, ou seja, a topologia da rede é modificada. Estas situações podem originar diversas configurações de topologia possíveis e que traduz-se num grafo com uma matriz de adjacência diferente de acordo com a situação resultante. Assim, um sistema que antes da ocorrência de um evento era observável pela alocação pré-determinada de PMUs pode deixar de sê-lo após a reconfiguração topológica da rede.

Neste sentido, no planeamento de um sistema de potência pode-se alocar PMUs de modo a serem acauteladas a observabilidade do sistema na ocorrência de algumas mudanças na topologia da rede. Esta é uma restrição que pode-se introduzir na formulação do problema inicialmente proposto na subseção 4.1.1. Assim, o problema pode ser reformulado com a

mesma função-objetivo 9, as mesmas restrições 11 e 12 mas substitui-se a restrição da equação 10 (requisito de observabilidade em condições normais) pela equação 14 (Requisito de observabilidade na presença de variação topológica).

A equação 14 garante que o sistema continua observável na ocorrência de  $N_{top}$  variações topológicas definidas pelas matrizes de adjacência  $A_j$ . Esta matriz é derivada da matriz original  $A$ . O vetor unitário assegura que os barramentos são observados (dominados) pelo menos uma vez.

$$A_j \cdot X \geq [1 \ 1 \ 1 \ \dots \ 1]^T, \quad j = 1, 2, \dots, N_{top} \quad (14)$$

Realça-se também que em todas as formulações pode-se considerar também a presença de ZIB (barras de passagem) os quais são modelados pela equação 4 vista anteriormente na seção 2.3.2.

## 4.2 Metodologia

O problema proposto e formulado na seção anterior passa por combinar o menor número de PMUs e encontrar as menores distâncias para a IC que interligam as diversas PMUs que resulte na minimização do custo total do sistema de medição de uma WAMS. [Shahraeini et al. 2012] propuseram resolver este problema com uma otimização multiobjetivo através da implementação de um algoritmo genético; por outro lado [Mohammadi et al. 2016] propuseram uma solução que combina de forma iterativa o Algoritmo de Competição Imperialista Binária e o algoritmo Dijkstra de menores caminhos, na alocação ótima de PMUs e na diminuição do custo da IC, respetivamente.

Como foi dito na Seção 3.2 este problema de otimização combinatória pode ser relacionado ao problema do Conjunto Dominante Conexo Mínimo (CDCM) da teoria dos grafos. No entanto, o problema aqui proposto consiste em encontrar um CDC de custo mínimo, pois as arestas e vértices do grafo tem pesos diferentes (neste caso custos diferentes) o que é um pouco diferente do conceito do termo "mínimo" do CDCM que visa minimizar globalmente a cardinalidade dos elementos (vértices e arestas) desse subgrafo. Assim, o modelo proposto terá como base o problema de construção de um CDCM, com ligeiras adaptações.

Das duas formas de determinar um CDCM [Liu et al. 2016], com uma fase ou duas, implementa-se a estratégia de construir o CDCM em duas fases, como justificado anteriormente.

Deste modo a metodologia consiste em construir um conjunto dominante conexo com duas fases descritas a seguir:

- 1ª fase: Determinar um conjunto dominante mínimo possível (alocação ótima de PMUs);
- 2ª fase: Conectar o conjunto dominante mínimo (construir a rede de comunicação das PMUs).

Prefere-se esta estratégia de duas fases por ser mais adequada à natureza do problema que pode exigir que o conjunto dominante atenda diferentes casos de requisitos de desempenho, como robustez do sistema de medição (perda de PMUs e linhas) e presença de ZIB. Ou seja, o conjunto dominante pode ter uma dominação simples, dupla ou parcial correspondente respectivamente aos requisitos de observabilidade em condições normais, observabilidade na presença de perda singular de PMUs e observabilidade na presença de falha singular de uma linha. O conjunto dominante simples é aquele cujos elementos são dominados por pelo menos um dominante; o conjunto dominante duplo é aquele que domina cada elemento pelo menos duas vezes; o conjunto dominante parcial é aquele que domina alguns elementos do grafo.

Esta estratégia de construção do CDCM em duas fases implica reequacionar o problema formulado, ou seja, a função-objetivo da equação 9 será substituída pela função-objetivo 15, mantendo-se as mesmas restrições para cada caso.

$$\text{Min} \left( \sum_{i=1}^N cp_i \cdot x_i \right) + \text{Min} \left( \sum_{i=1}^N \sum_{j=1}^N (cf \cdot [ap]_{ij} + cr \cdot x_i) \cdot [y]_{ij} \right) \quad (15)$$

[Shahraeini et al. 2012] chama esta otimização que usa a função-objetivo 9 de otimização independente e a que usa a função-objetivo 15 de otimização simultânea. A diferença reside no facto que a primeira faz a otimização da alocação de PMUs e de IC de forma separada ou independente uma da outra; na segunda a otimização da alocação de PMUs e de IC é feita de forma simultânea ou de forma iterativa. [Shahraeini et al. 2012] mostrou que modelar o problema como uma otimização simultânea é mais eficaz na minimização de custos que a otimização independente, uma vez que a minimização dos custos totais implica uma certa interdependência dos dois grupos de custo. Ou seja, a minimização do custo das PMUs pode resultar em várias soluções ótimas na 1ª fase, mas uma delas pode ser a melhor como entrada para uma 2ª fase mais eficaz na minimização de custos.

Embora usa-se uma otimização independente neste trabalho implementa-se um algoritmo que busca criar uma certa dependência entre as duas fases (otimizações). Isto passa por executar a 1ª fase de otimização (alocação de PMUs) escolhendo PMUs que sejam mais propensas a originar uma IC com menor soma de caminhos totais na 2ª fase.

Assim, o objetivo da primeira fase não é só minimizar os custos com PMUs mas escolher a melhor configuração de PMUs que possam impactar mais efetivamente na otimização da IC na segunda fase. Para conseguir este desiderato propõe-se usar duas métricas da teoria de grafos na primeira fase:

1. *Betweenness Centrality*.
2. Dominância.

[Meghanathan 2015] mostrou que métricas como *Betweenness Centrality* e grau são eficientes na determinação de um CDCM, sendo que a *Betweenness Centrality* tem melhor desempenho. Neste trabalho propõe-se combinar duas métricas, *Betweenness Centrality* e dominância para a 1ª fase do algoritmo (alocação de PMUs). A dominância procura tornar mais eficiente a minimização de PMUs e a *Betweenness Centrality* procura conjuntamente com a dominância influenciar a alocação de PMUs de forma a obter uma melhor configuração de PMUs que impacte mais eficazmente na otimização da IC na segunda fase.

A dominância é um novo conceito de métrica de um grafo desenvolvido nesta dissertação e que visa melhorar a minimização de PMUs na 1ª fase e tornar o algoritmo mais eficiente. Esta métrica explora o conceito de conjunto dominante mínimo e contribui para diminuir o número de PMUs necessários. Na seção seguinte se descreve esta métrica.

O problema de otimização combinatória apresentado assemelha-se ao problema de construir um CDCM (um problema NP-difícil); por isso é usada uma metaheurística na implementação do algoritmo. A metaheurística VNS apresentada no Capítulo 2.5 é utilizada para realizar a 1ª fase da otimização e combina as duas métricas listadas atrás.

Na segunda fase, otimização dos custos da IC, procura-se conectar os PMUs alocados na rede na 1ª fase. A otimização dos custos da IC está dependente da obtenção de uma rede de menores caminhos entre as PMUs. Este algoritmo é discutido noutra seção adiante.

#### 4.2.1 A Centralidade de Dominância

A centralidade do grau, embora seja uma métrica fundamental para descrever um grafo, e, numa certa medida, eficaz na determinação de um CDCM (como já foi referenciado), ela pode ser muito simplista como ferramenta de alocação ótima (mínima) de PMUs. Ou seja, afirmar que um conjunto dominante mínimo é composto pelos vértices com maior grau não seria de todo verdadeiro. Na Figura 19 pode-se confirmar que em ambos os casos (I e II) nos quais se definiu um conjunto dominante (vértices em preto), alguns vértices com elevada centralidade de grau não integraram este conjunto; no caso (II) é mais visível esta desconexão.

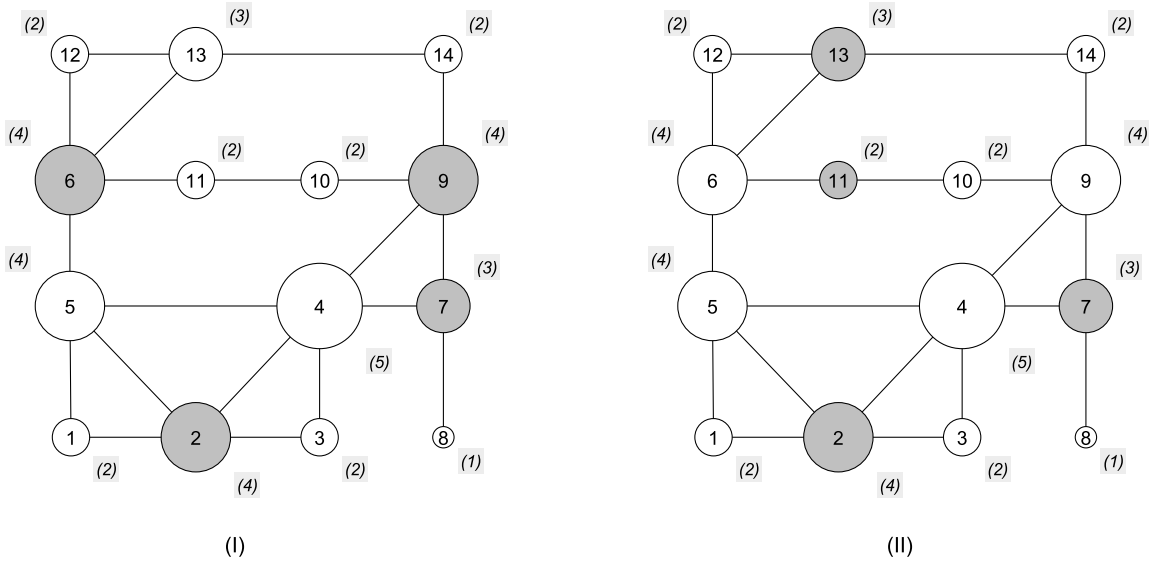


Figura 19 – Grau de vértices *vs* conjunto dominante na rede IEEE-14

Posto isto considerou-se introduzir um novo conceito de métrica de grafo através do qual se consiga otimizar a determinação de um conjunto dominante, i.e., com cardinalidade mínima. A idéia de ter um conjunto dominante mínimo seria ir adicionando sistematicamente e sequencialmente vértices com alguma característica de forma a evitar a adição de vértices desnecessários ao conjunto.

Para evitar ou diminuir a probabilidade que vértices de um conjunto dominante sejam adjacentes aos mesmos vértices deve-se escolher vértices que sejam adjacentes a vértices com poucas conexões ou baixo grau. Uma forma de equacionar de forma simples esta característica é através da média dos graus dos vértices adjacentes. Então a idéia de constituir um conjunto dominante mínimo passa por escolher vértices cujo grau médio dos seus vizinhos seja baixo. Esta métrica será denominada de *Grau Médio de Vértices Vizinhos* (*gmv*) e é formulada a seguir:

$$gmv(v_i) = \frac{\sum_{j=1}^N deg(v_j) \cdot [a]_{ij}}{deg(v_i)} \quad (16)$$

No entanto, uma outra característica desejável é que o vértice tenha também uma grande conexão. Assim, um bom vértice candidato a ser integrante de um conjunto dominante com cardinalidade mínima tem de combinar duas características:

1. Ter uma centralidade de grau elevado, ou seja, ser vizinho ou cobrir muitos vértices;
2. E que os vértices vizinhos (que lhe são adjacentes) apresentem um baixo valor do grau;

Esta idéia parece intuitiva, na medida em que para se alcançar um mínimo número de vértices no conjunto dominante (chamados aqui de vértices dominantes) estes vértices terão que "dominar" (ser adjacentes a) outros vértices e estes "dominados" terão de apresentar preferencialmente um baixo grau; o objetivo é diminuir a probabilidade de vértices já dominados serem dominados por outros vértices dominantes e assim diminuir a quantidade de elementos do conjunto dominante. Este novo conceito será denominado *dominância de um vértice* e é expresso na equação 17:

$$dom(v_i) = deg(v_i) - gmv(v_i) \quad (17)$$

onde,  $deg(v_i)$  é o grau do vértice  $i$  e  $[a_{ij}]$  é o elemento  $(i,j)$  da matriz de adjacência, definido anteriormente. A equação mostra o primeiro termo, depois da igualdade, como o grau do vértice que subtrai um segundo termo que é uma média dos graus dos seus vértices adjacentes. Ou seja, quanto maior o grau do vértice e menor a média dos graus dos vértices adjacentes maior será a dominância deste vértice.

Apesar da *Dominância* parecer uma métrica mais completa e mais ajustada ao problema de determinação de um conjunto dominante de cardinalidade mínima, a invariante *Grau Médio de Vértices Vizinhos* será também testada nas simulações.

Como ilustração, mostra-se na Figura (20) a dominância dos vértices da rede IEEE-14. Considerando o vértice "4", p.ex., os seus vértices adjacentes são  $\{2,3,5,7,9\}$ , e o cálculo da dominância é feito usando a fórmula anterior:

$$dom(v_4) = 5 - \frac{4 + 2 + 4 + 3 + 4}{5} = 1,6 \quad (18)$$

Também se constata que nem sempre os vértices com maior dominância estão no conjunto dominante. No entanto será testada a eficiência desta métrica no algoritmo na obtenção de um conjunto dominante mínimo.

#### 4.2.2 Implementação do Algoritmo com Base na Metaheurística VNS

Na seção precedente estipulou-se que a otimização dos custos de investimento de uma WAMS seria realizada por duas otimizações sequenciais. Na primeira otimização (1ª fase) procura-se a alocação ótima de PMUs e se propõe usar uma metaheurística VNS para este fim. Nesta seção apresenta-se um algoritmo baseado no VNS, mas que usa as métricas *betweenness* e *dominância* na busca de novas vizinhanças (soluções). O algoritmo procura combinar estas duas métricas de forma a explorar os benefícios de cada uma para encontrar uma solução boa nesta fase: (1) menor número de PMUs possível e (2) PMUs que sejam os mais indicados para determinar uma rede de comunicação de menores distâncias.

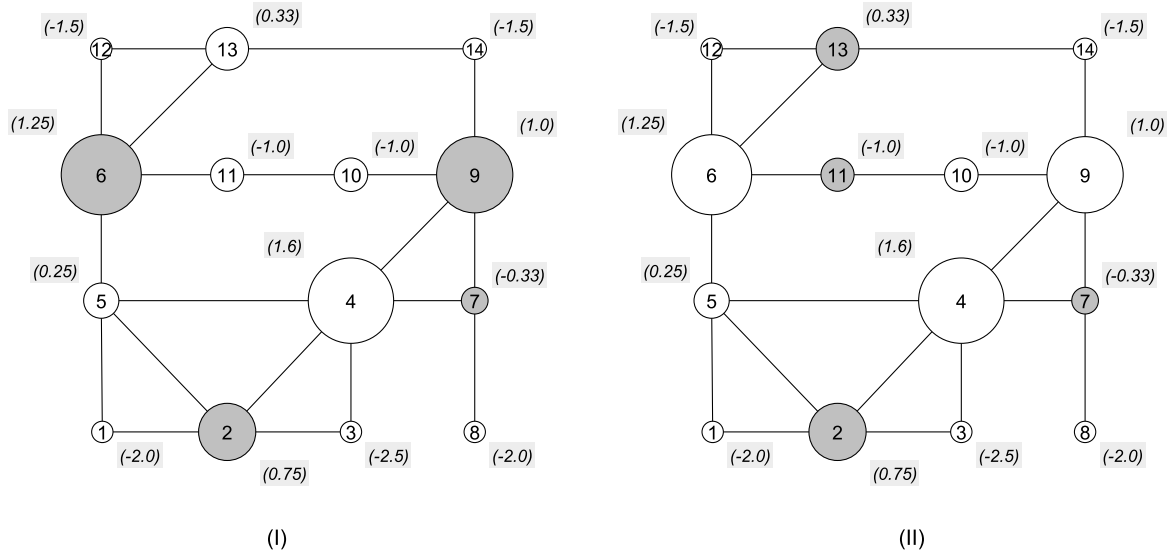


Figura 20 – Dominância de vértices *vs* conjunto dominante na rede IEEE-14

Os estágios do VNS são:

1. Construção de uma solução inicial.
2. Perturbação (*shaking*).
3. Busca local (*descent*)

Estes estágios podem ser adaptados para cada formulação do problema proposto. De seguida explica-se como o algoritmo é implementado para cada formulação.

Alguns termos são usados no algoritmo e são definidos para uma melhor compreensão:

- Os elementos (vértices) de um conjunto dominante são chamados de dominantes. Ou restantes vértices são chamados de dominados.
- Vértice dominante ou simplesmente um dominante é um vértice (ou barra) onde foi alocado um PMU.
- Vértice dominado ou um dominado é um vértice que é observado por um PMU alocado em um vértice adjacente.
- Um vértice pode ser dominante e dominado (ao mesmo tempo) nos casos em que ele tem uma PMU alocada ou é adjacente a um vértice com PMU.
- Um vértice que não é dominado e nem é dominante não é uma solução.



### A - Alocação ótima de PMUs: Requisito da observabilidade

Os fundamentos do funcionamento do algoritmo são descritos para o caso do requisito da observabilidade. Para outras condições o algoritmo sofre pequenas variações para atender aos requisitos de robustez e presença de barras ZIB. Quanto a presença de ZIB (barras de passagem) o algoritmo usa também na alocação de PMUs as regras 4-6 vista na seção 2.3.2.

A descrição do funcionamento dos estágios é detalhada de seguida.

#### Construção da solução inicial

Com os dados da rede, calcula-se a matriz de adjacência com as distâncias entre o barramentos. Calcula-se então o grau, a dominância e a *betweenness* de todos os vértices da rede. O Algoritmo começa por construir uma solução inicial. Como solução inicial entende-se aquela em que todos os barramentos (ou vértices) são observados (dominados) por um PMU (ou adjacentes a um vértice com PMU). Para construir uma solução inicial boa ou com um número de PMUs não muito grande usa-se a métrica *dominância* na seleção dos vértices para alocação de PMUs (vértices dominantes). Seleciona-se 33% dos vértices com maior dominância para alocar as PMUs (para serem dominantes). Este valor refere-se ao trabalho de [Baldwin et al. 1993] no qual defendem que cerca de um quarto a um terço das barras de um sistema precisam ser atribuídas PMUs para atender o critério da observabilidade. Atribui-se PMUs a todos os barramentos que são adjacentes a barramentos terminais. Após estas alocações de PMUs é feita uma verificação de quais vértices ainda não são dominados (observados) pelas PMUs; são atribuídas PMUs a estes barramentos.

#### Perturbação

A fase da perturbação é necessária para que a solução se afaste de mínimos locais. Esta fase procura perturbar a solução atual, obtendo uma nova solução passível de ser melhorada com uma busca local. Ela muda a vizinhança da solução. Esta mudança de solução (ou vizinhança) é conseguida introduzindo outros dominantes no conjunto, i.e. alocando PMUs em outros vértices da rede.

O critério de introduzir novas PMUs é feito selecionando-se um número de vértices dominados, pelo valor da dominância, para alocação de PMUs (tornarem-se dominantes). Esta seleção é feita de forma parametrizada ( $k$ ) e de forma probabilística. Se o valor de  $k$  é baixo os vértices a alocar PMUs são os que tem maiores valores de dominância; se  $k$  vai aumentando, seleciona-se vértices com menores valores de dominância, ou seja, varia-se cada vez mais a solução (a vizinhança). O aumento de  $k$  sempre acontece quando não se consegue melhorar a solução na busca local. Quando a busca local consegue melhorar a solução a perturbação recomeça com  $k$  igual a 1.

A aleatoriedade (sempre importante em uma metaheurística) é introduzida na

seleção dos vértices através de uma função de probabilidade normal com média  $k$  e desvio padrão que depende da dimensão do vetor de dominados. Ou seja, é feita uma roleta que seleciona aleatoriamente, mas com maior probabilidade os vértices com métricas de valores correspondentes ao parâmetro  $k$ . Por exemplo, se o vetor de dominados tem 5 elementos ordenados da maior para a menor dominância e se  $k=1$  implica que a probabilidade do primeiro vértice com maior dominância ser escolhido é maior; se  $k=4$  a função de probabilidade tem uma média igual a 4, ou seja, há maior probabilidade do 4 vértice com maior dominância ser escolhido na roleta.

### Busca Local

A busca local é realizada após cada perturbação e uma boa implementação é fundamental para a eficiência de todo o algoritmo. Novamente usa-se as duas métricas citadas na perturbação para realizar este estágio. O algoritmo faz uma busca na tentativa de diminuir as PMUs. Uma PMU só é retirada de um vértice (deixa de ser dominante) se cumprir duas condições: (1) se após retirado o vértice, os vértices que ele observava (dominara) continuarem a ser dominados por pelo menos um dominante (PMUs); (2) se o mesmo vértice continuar sendo dominado por outro dominante existente. Esta busca é feita de forma ordenada, começando dos vértices de menor *betweenness* e dominância para os de maior valor. A busca intercala de uma iteração para outra o critério de ordenação ascendente dos vértices, ora pela *betweenness* ora pela dominância para combinar as duas métricas para melhorar a eficiência do algoritmo e obter melhores soluções.

Sempre que a solução é melhorada ou é encontrada uma nova solução com mesmo número de PMUs, assume-se a mesma e reinicia-se a perturbação com  $k=1$ .

No fluxograma da Figura 21 pode-se ver o funcionamento do algoritmo. No final, o número de PMUs e suas localizações são determinadas e passadas adiante para a próxima fase de otimização de IC.

## **B - Alocação ótima de PMUs : Requisito de Perda de PMU**

Suportar a perda simples de PMU é um dos requisitos de robustez de um sistema de monitoramento. Nesta condição garante-se que caso ocorra um evento em que falhe qualquer uma PMU o sistema continue observável. Para atender este requisito um barramento deve ser observado (ou dominado) por duas PMUs, i.e. ou ser adjacente a dois barramentos com PMU ou por um só mas deve ter outra PMU alocada nele.

Este requisito não introduz muitas mudanças no algoritmo de base (observabilidade) visto na primeira formulação. Assim, realça-se as pequenas mudanças a serem feitas no algoritmo anterior para atender o requisito de perda de PMU:

### Construção da solução inicial

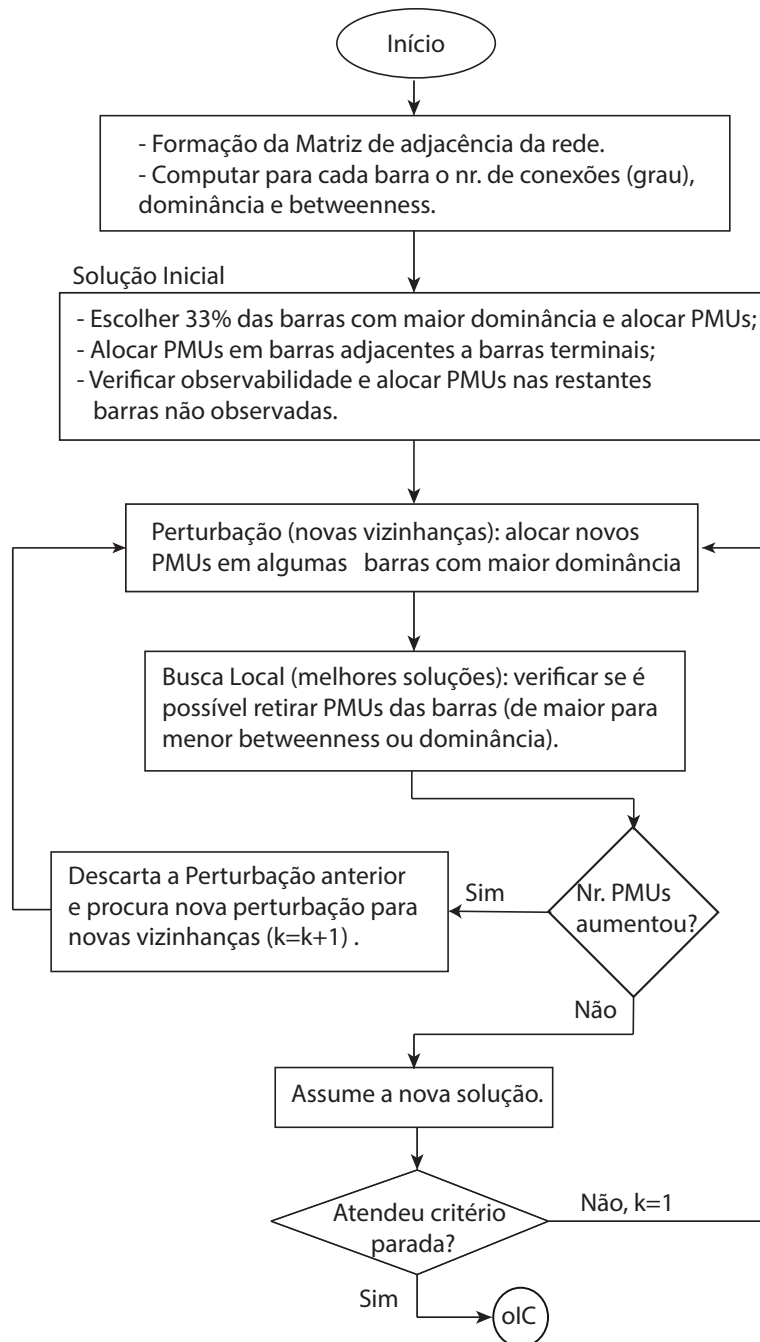


Figura 21 – Fluxograma do Algoritmo VNS para alocação de PMUs - Requisito de observabilidade.

A solução inicial revela-se mais simples neste caso. Ela é composta tornando todos os vértices dominantes, ou seja, a todos os barramentos são alocados PMUs para garantir uma solução viável.

#### Perturbação

A fase da perturbação não muda relativamente ao que foi explanado no caso de observabilidade (condição normal).

### Busca Local

A busca local neste caso é muito parecida com a busca local na condição normal. A única diferença é no momento de avaliar a viabilidade de retirar uma PMU de um vértice; neste caso verifica-se: (1) se após a retirada da PMU do vértice, os vértices que ele observava (dominava) continuam a ser dominados por pelo menos dois dominantes (PMUs); (2) se o mesmo vértice for dominado por pelo menos dois dominantes existentes.

### **C - Alocação ótima de PMUs: Requisito de Variação Topológica**

Suportar a variação topológica ou a perda de linhas é o outro requisito de robustez de um sistema de monitoramento. A exigência de garantir a observabilidade é menor neste caso que o requisito de perda de PMU, uma vez que não são todos os barramentos que são afetados pela perda de linha, i.e. a variação topológica é pré-conhecida e só um número de linhas é que podem ficar inoperantes. Se um vértice é observado por uma PMU de um vértice adjacente, e a linha (ramo) que conecta os dois vértices não for considerada na variação topológica, não é necessário que o vértice seja observado por outra PMU para se proteger de uma perda de linha. Por outro lado, se a linha que conecta um vértice a um outro que tem alocado uma PMU estiver sujeito a se desconectar, então outra PMU deve ser assegurada para dominar (observar) este vértice.

Estas considerações impõem também poucas alterações no algoritmo como se realça a seguir:

#### Construção da solução inicial

A solução inicial também é construída (como na perda de PMUs) alocando PMUs em todas as barras, garantindo a observabilidade do sistema.

#### Perturbação

O procedimento de variar a vizinhança não se altera relativamente ao que já foi estipulado nos casos anteriores.

### Busca Local

A imposição da robustez contra a variação topológica não exige uma grande alteração na busca local, do que foi feito na implementação dos casos anteriores. Novamente a alteração no algoritmo é feita na tentativa de reduzir o número de PMUs. Constrói-se uma matriz que registra os ramos onde podem ocorrer perdas de linha e através dela se decide se um vértice precisa ser observado por uma PMU ou por duas. O critério de retirada de uma PMU de um barramento (vértice) é o seguinte:

Uma PMU é removida de um vértice se os seus vértices adjacentes (e ele mesmo) continuam a ser observados por pelo menos dois vértices com PMUs ou por um vértice

com PMUs cuja ligação a eles não é perturbada por queda de um ramo;

Este algoritmo (com as suas variações para cada caso A, B ou C), resumindo, usa a dominância tanto na solução inicial como na perturbação e a combinação dominância-*betweenness centrality* na busca local. Propõe-se também simular outras versões do algoritmo determinadas pelo uso de outras métricas e combinações delas. Pretende-se comparar a eficiência das várias versões. A tabela 1 define as sete versões do algoritmo de otimização de PMUs e define as respectivas métricas utilizadas nas fases do algoritmo. As métricas são usadas no algoritmo como descrito para o caso das métricas dominância e *betweenness centrality*. Por exemplo, a versão do VNS que emprega as métricas grau médio de vizinhos (*gm**v*) e *betweenness centrality* (*b**w**c*) usa o *gm**v* na solução inicial e na perturbação e o *gm**v* e a *b**w**c* na busca local.

Tabela 1 – Diversas versões do algoritmo usando diferentes métricas e combinações

Métricas usadas no VNS	Solução Inicial	Perturbação	Busca local
Grau	grau	grau	grau
Grau médio de vizinhos ( <i>gm</i> <i>v</i> )	<i>gm</i> <i>v</i>	<i>gm</i> <i>v</i>	<i>gm</i> <i>v</i>
Betweenness ( <i>b</i> <i>w</i> <i>c</i> )	<i>b</i> <i>w</i> <i>c</i>	<i>b</i> <i>w</i> <i>c</i>	<i>b</i> <i>w</i> <i>c</i>
Dominância	dominância	dominância	dominância
Grau + Betweenness	grau	grau	grau+ <i>b</i> <i>w</i> <i>c</i>
<i>gm</i> <i>v</i> + Betweenness	<i>gm</i> <i>v</i>	<i>gm</i> <i>v</i>	<i>gm</i> <i>v</i> + <i>b</i> <i>w</i> <i>c</i>
Dominância + Betweenness	dominância	dominância	dominância+ <i>b</i> <i>w</i> <i>c</i>

Estas versões do algoritmo serão simuladas e testadas no caso A (requisito de observabilidade) para posterior validação.

### 4.2.3 Otimização da Infraestrutura de Comunicação

A minimização de custos da IC é a implementação da segunda fase do algoritmo. Esta fase é realizada após a primeira fase ter alocado as PMUs nos barramentos da rede, seja tratando-se das metodologias A, B ou C descritas para resolver a alocação de PMUs.

Nesta fase procura-se minimizar os custos da IC pela minimização das distâncias da rede de comunicações que interliga os barramentos com PMUs, uma vez que o custo da IC está associado ao custo por quilómetros de cabos. Esta rede de comunicações será construída em cima da rede elétrica e o objetivo é encontrar uma rede com uma configuração em árvore cuja soma dos comprimentos de todos os caminhos seja o menor possível. Trata-se, como já foi dito, de conectar os vértices (barramentos) com PMUs, ou seja, de encontrar um CDCM. Contudo este CDCM tem de conter vértices que já foram pre-identificados na fase anterior.

Uma observação deve ser feita: quando se busca minimizar os custos totais no lugar da simples otimização de PMUs, a *betweenness* é calculada sobre a matriz de adjacência

ponderada, ou seja, sobre a matriz de adjacência com pesos nas arestas do grafo. Os pesos são as distâncias entre os barramentos em quilômetros. Esta *betweenness* é calculada levando em consideração as conexões e as distâncias da rede (grafo) e desta forma, os valores da *betweenness* de cada vértice é diferente daquela que seria obtida considerando-se sómente as conexões. Esta consideração é importante para que o VNS aloque PMUs em vértices que resultem em menores distâncias totais.

Para construir este CDCM propõe-se a seguinte metodologia:

1. Aplicar Dijkstra enraizado no PMU com maior dominância : obtêm-se uma árvore de menores caminhos (subgrafo 1);
2. Aplicar uma rotina sobre o subgrafo 1 que identifica os nós que não são necessários para conectar as PMUs neste subgrafo 1;
3. Obter um subgrafo 2 do grafo original retirando os nós identificados anteriormente;
4. Aplicar o algoritmo kruskal sobre o subgrafo 2 obtendo uma árvore mínima que conecta todas as PMUs (CDCM).

O algoritmo de Kruskal é muito eficiente na geração de uma árvore mínima de um grafo. Mas neste caso o CDCM que se quer determinar é um subgrafo da árvore geradora mínima de Kruskal. Ou seja, após a aplicação do algoritmo de Kruskal deve-se eliminar alguns vértices para alcançar o CDCM. Mas esta sequência pode não ser a mais eficiente pois a árvore geradora mínima é influenciada por todos os vértices do grafo. Dito de outra forma, eliminar alguns vértices previamente e depois aplicar o algoritmo de Kruskal pode tornar o processo mais eficiente na minimização do CDC.

Os vértices a remover são aqueles que não tem PMUs alocados, que não interferem na conexão das PMUs e que cujas conexões tenham as maiores distâncias. Para conseguir identificar estes vértices, propõe-se usar o algoritmo Dijkstra de menores caminhos enraizado em um vértice (*single-source shortest path* em inglês). O algoritmo Dijkstra *single-source shortest path*, que é um dos algoritmos mais usados para determinar menores caminhos a partir de um vértice-fonte (vértice enraizado), é usado para gerar uma árvore que conecta todos os vértices com PMUs. Usa-se o algoritmo para calcular os menores caminhos de um dos vértices dominantes (com PMU) para todos os outros vértices da rede. No final do algoritmo Dijkstra obtém-se uma árvore geradora de menores distâncias. Sobre esta árvore identifica-se todos os vértices terminais que não tem PMUs. Estes vértices identificados serão removidos do grafo original resultando em um subgrafo sobre o qual será aplicado o algoritmo Kruskal.

O funcionamento destes algoritmos para determinar a IC é também mostrado no fluxograma da Figura 22.

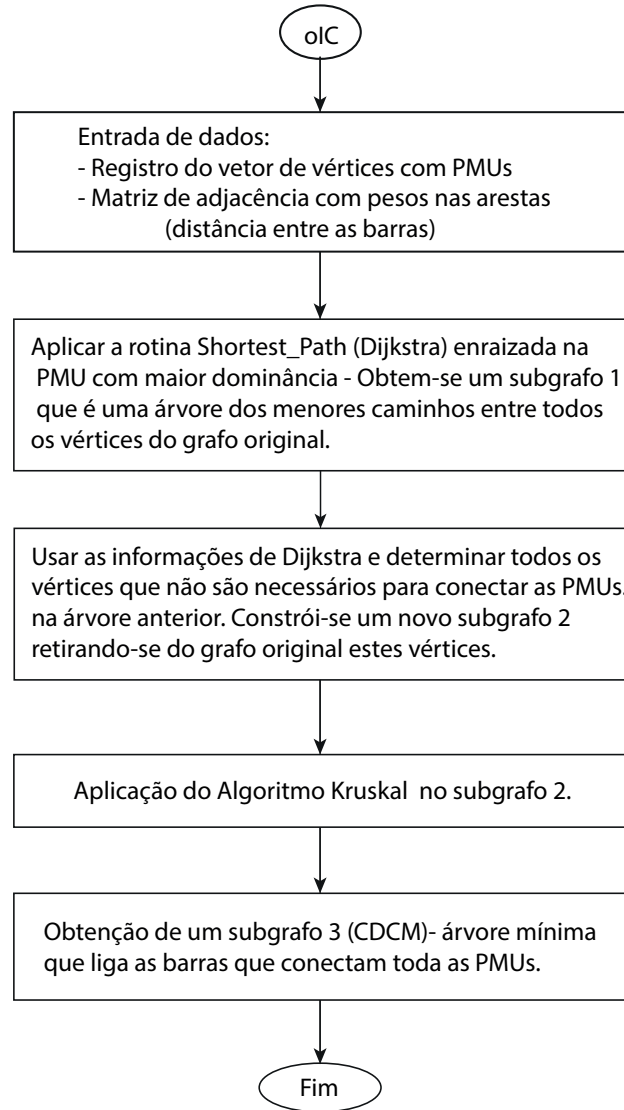


Figura 22 – Otimização da IC

### Preço da Conectividade Financeira

Com o objetivo de medir a qualidade da minimização dos custos totais, propõe-se um novo indicador denominado de *Preço da Conectividade Financeira do Conjunto Dominante* ( $PoCF_{CD}$ ). Este indicador tem o mesmo princípio conceitual que o Preço da Conectividade do Conjunto Dominante apresentado na seção 3.2, mas considerando o custos financeiros associados às PMUs e às ICs. O *Preço da Conectividade Financeira do Conjunto Dominante* computa o preço de instalar e conectar as PMUs comparado com o preço somente de instalar as PMUs. Este indicador é calculado pela equação 19:

$$PoCF_{CD}(G) = \frac{Custo\ Total}{Custo_{PMU}} \quad (19)$$

Releva-se que uma configuração de PMUs para cada rede deve ser pré-estabelecida

Tabela 2 – Alocação ótima de PMUs de referência para cálculo de  $PoC_{CD}$  e  $PoCF_{CD}$ .

Sistema	Requisito	Nr. PMUs	PMUs
IEEE-30	Normal	10	2, 4, 6, 9, 10, 12, 15, 19, 25, 27
IEEE-118	Normal	32	1, 5, 9, 12, 15, 17, 20, 23, 28, 30, 36, 40, 44, 46, 50, 52, 56, 62, 63, 68, 71, 75, 77, 80, 85, 86, 90, 94, 102, 105, 110, 115
IEEE-118	c/ ZIB	28	1, 6, 8, 12, 15, 17, 21, 25, 29, 34, 40, 45, 49, 53, 56, 62, 72, 75, 77, 80, 85, 86, 90, 94, 101, 105, 110, 114
IEEE-118	Perda de PMU	64	1, 2, 5, 6, 8, 9, 11, 12, 15, 17, 19, 20, 21, 23, 25, 27, 28, 29, 32, 34, 35, 37, 40, 41, 43, 45, 46, 49, 50, 51, 52, 53, 56, 59, 62, 66, 68, 70, 71, 72, 75, 76, 77, 78, 80, 83, 85, 86, 87, 89, 90, 92, 94, 96, 100, 101, 105, 106, 108, 110, 111, 112, 114, 117

como base de comparação para o cálculo do indicador. A Tabela 2 mostra para cada rede a configuração de PMUs que servirá de base de comparação. Estas foram escolhidas dentre as várias soluções obtidas da literatura [Nazari-Heris e Mohammadi-Ivatloo 2015]. Se outros trabalhos vierem a calcular o  $PoCF_{CD}$ , devem considerar estas mesmas configurações para efeitos de comparação.

Para as redes IEEE-300 e BR-5804 são apresentadas as configurações das PMUs em condições normais nos anexos.

#### 4.2.4 Exemplo - Implementação da Metodologia na rede IEEE-14

Neste ponto mostra-se o funcionamento do algoritmo na otimização de um sistema de medição com PMUs, em condições normais e sem presença de barras de passagem no sistema IEEE de 14 barras:

##### FASE 1: ALOCAÇÃO DE PMUS - VNS

(1): Das características desta rede se extrai as métricas na Tabela 3:

Tabela 3 – Métricas da Rede IEEE-14 extraídas da Figura 23

Nós da rede	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14
Grau	2	4	2	5	4	4	3	1	4	2	2	2	3	2
dominância	-2,0	0,8	-2,5	1,6	0,3	1,3	-0,3	-2,0	1,0	-1,0	-1,0	-1,5	0,3	-1,5
betweenness	0	1,2	0	1,0	0,7	0,7	0,9	0	0,5	0	0	0	0,1	0,1



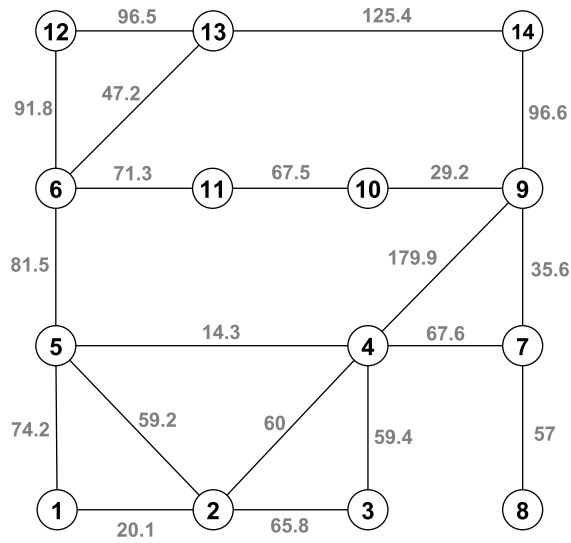


Figura 23 – Rede de Transmissão IEEE-14 e distâncias entre nós

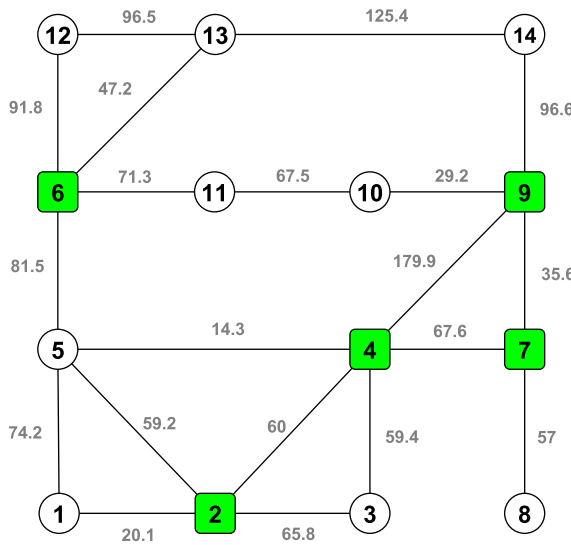


Figura 24 – Solução inicial: alocação de PMUs nos vértices verdes

### Solução Inicial

- (2): Escolher 33% dos nós com maior dominância e alocar PMU: {2, 4, 6, 9}.
- (3): Analisar os nós vizinhos aos nós terminais e alocar PMU: {7}.
- (4): Analisar se há mais algum nó sem ser dominado (observado) e torná-lo dominante: não há!

Assim a solução inicial é o conjunto dominante (nós com PMUs) {2, 4, 6, 7, 9} (as barras com PMUs estão assinalados pelos quadrados).

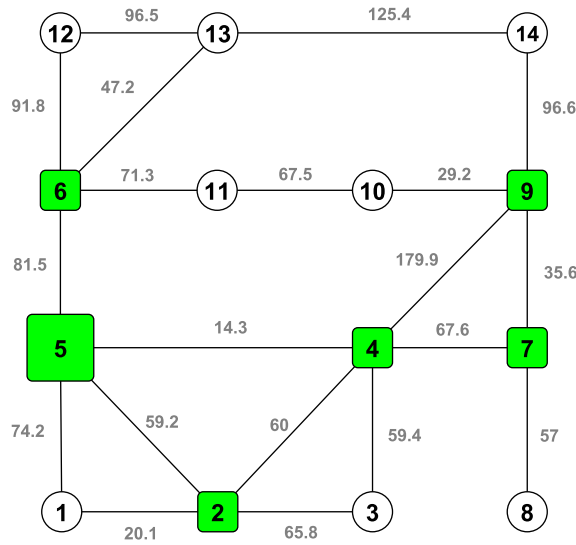


Figura 25 – Perturbação da solução anterior: alocação de PMU no vértice 5.

Perturbação #1: inserir um nó no conjunto dominante

(5): Ordenar os dominados da maior para menor *betweenness*: {13, 5, 10, 11, 12, 14, 1, 8, 3}

(6): Aplicar uma roleta ( $k=1$ ) no conjunto dominado e tornar o escolhido em um dominante (alocar PMU): {5} é o escolhido. Quanto menor for  $k$  maior probabilidade de escolher um vértice com maior dominância.

O novo conjunto dominante {2, 4, 5, 6, 7, 9} é destacado na Figura 25:

#### Busca Local

A busca local procurará diminuir ou igualar o número de elementos do conjunto dominante (número de PMUs) anterior à perturbação.

(7): Ordenar os vértices do conjunto dominante do menor para maior *betweenness*: {2, 9, 6, 5, 7, 4}.

(8): Nesta ordem, retirar elementos deste conjunto (retirar PMUs) mas com a condição de não resultar em um sistema inobservável: o único que pode ser retirado é o nó {2}.

A nova solução (Figura 26) é o conjunto {4, 5, 6, 7, 9}. Adota-se esta solução porque tem pelo menos, igual número de elementos que a solução prévia (cinco elementos). Se não fosse o caso, descartaria a perturbação (inserção do vértice 5) e voltaria à solução anterior e faria uma nova perturbação. Se a condição de parada não é satisfeita inicia-se uma nova perturbação.

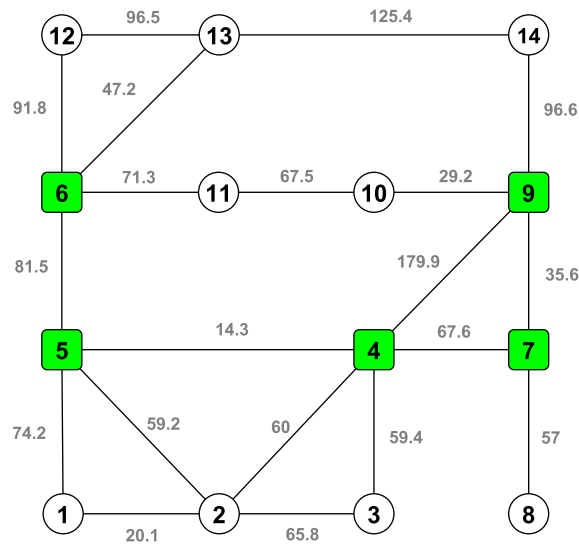


Figura 26 – Nova solução: remoção do nó 2 e inserção do nó 5 no conjunto dominante

Perturbação #2: inserir um novo nó no conjunto dominante

(9): Ordenar os dominados da maior para menor dominância: {2, 13, 10, 11, 12, 14, 1, 8, 3 }

(10): Aplicar uma roleta ( $k=2$ ). O vértice {2} é o escolhido e inserido no conjunto dominante (Figura 27):

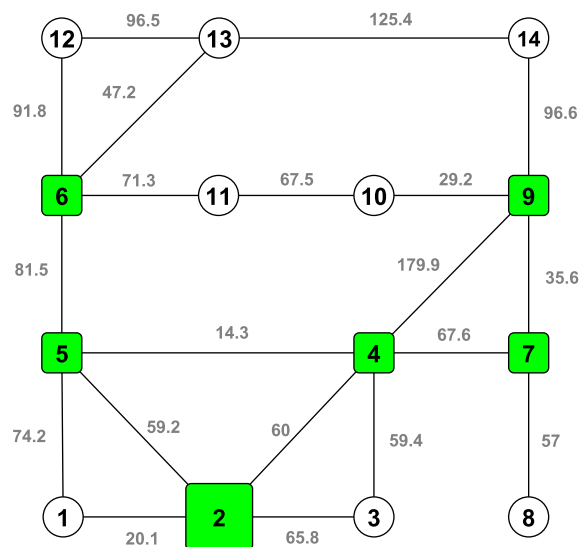


Figura 27 – Perturbação da solução anterior: alocação de PMU no vértice 2.

Observação:  $k$  ainda não é suficientemente grande para que o nó escolhido esteja mais no final do vetor.

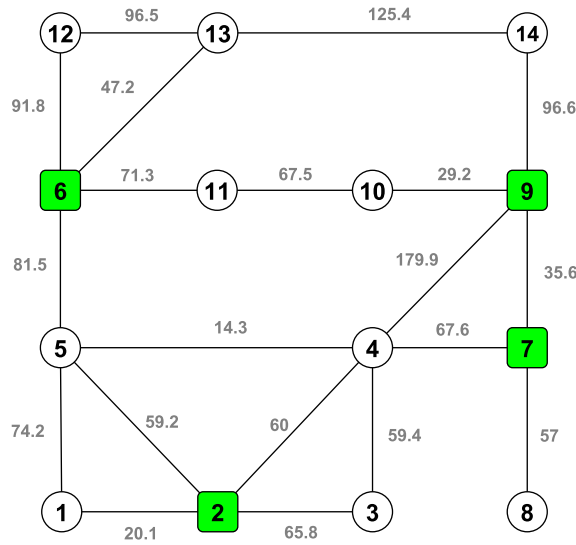


Figura 28 – Alocação Final de PMUs

#### Busca Local #2

(11): Ordenar os vértices do conjunto dominante do menor para maior dominância:  $\{7, 5, 2, 9, 6, 4\}$ . Nota: de uma iteração à outra, a busca local muda o critério de ordenação entre dominância e *betweenness*. (12): Retirar elementos do conjunto dominante e que não resulte em nós não-observados. Nesta busca, é possível retirar os vértices  $\{5, 2\}$ . O conjunto dominante reduz para quatro elementos e o VNS termina a iteração uma vez que atingiu o critério de parada (Figura 28).

Em seguida faz-se o dimensionamento da IC que conecta as PMUs.

#### FASE 2: OTIMIZAÇÃO DA IC

(13): Algoritmo Dijkstra: aplicar o algoritmo de menores caminhos enraizada na PMU com maior dominância para todos os vértices da rede. Obtêm-se uma árvore de menores caminhos (linha tracejada) até a PMU-raíz no vértice 2 (Figura 29).

(14): Identificar os vértices que não são necessários para conectar os vértices dominantes no subgrafo dos menores caminhos. Isto é feito ao identificar todos os vértices que não tem PMUs e são vértices terminais: são os vértices  $\{1, 3, 8, 10, 11, 12, 13, 14\}$ . Eliminar estes vértices do grafo original (Figura 23) - obtêm-se o subgrafo da Figura 30. Nesta figura vê-se que dois barramentos (5 e 4) são envolvidos além dos barramentos com PMUs.

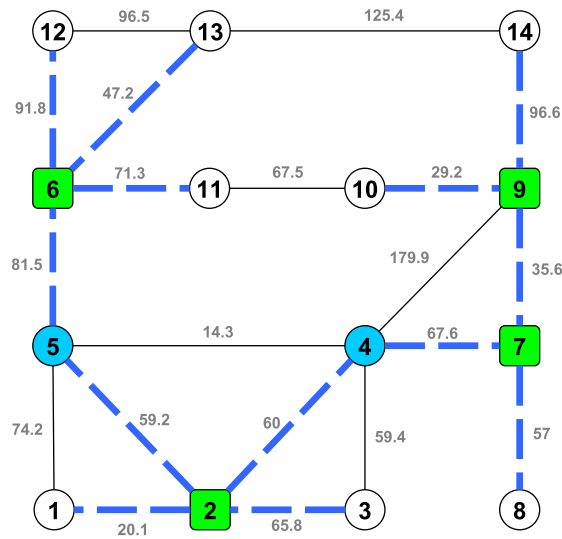


Figura 29 – Menores caminhos aplicando o algoritmo Dijkstra

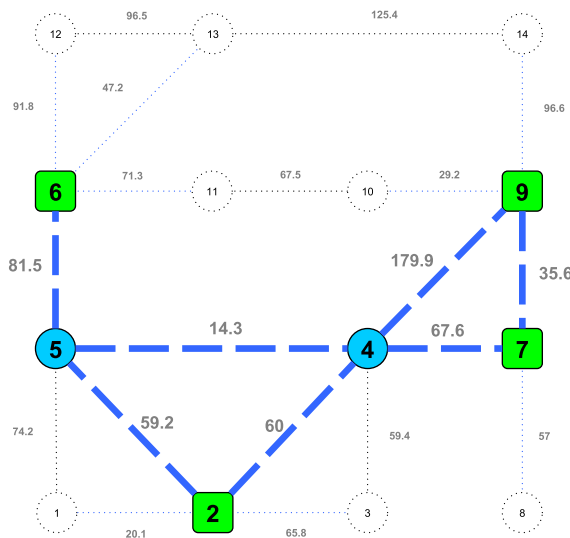


Figura 30 – Subgrafo obtido da rede original: remoção dos vértices não necessários para conectar as PMUs

(15): Aplicar o algoritmo Kruskal sobre o subgrafo da Figura 30 - vem resultar na rede de comunicação destacado na Figura 31.

Obtêm-se uma rede de comunicação com seis nós e uma distância total de 258,2 km.

Em seguida, compara-se este resultado, que usa o algoritmo Dijkstra previamente ao Kruskal, face ao método de usar o Kruskal diretamente. Assim, nesta opção substitui-se os passos (13) à (15) por duas etapas: aplicação de Kruskal e eliminação de vértices não necessários à conexão das PMUs.

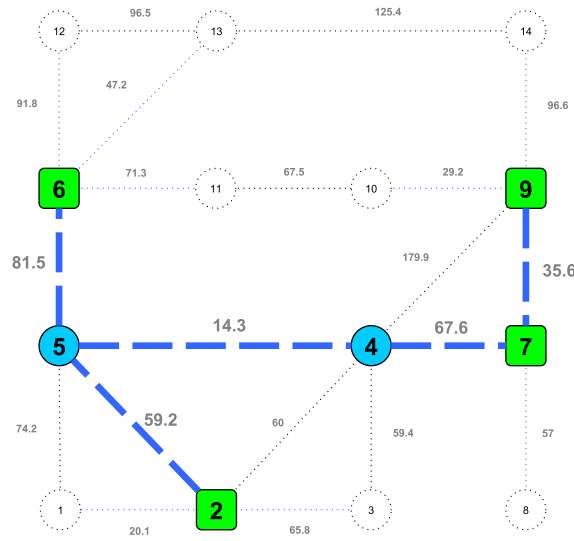


Figura 31 – CDCM: Rede de Comunicação determinada pela aplicação do algoritmo *Dijkstra + Kruskal*

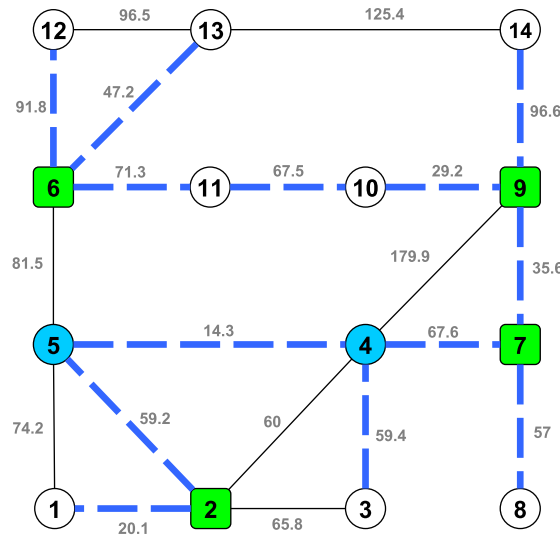


Figura 32 – Árvore Geradora Mínima determinada pela aplicação do algoritmo Kruskal

(13a): Aplicar o algoritmo Kruskal na rede original. Obtem-se a árvore geradora mínima destacada em linha tracejada azul na Figura 32.

(14a): Eliminar vértices não necessários à conexão das PMUs: os vértices  $\{1, 3, 8, 12, 13, 14\}$ . Obtêm-se o subgrafo da Figura 33. Constata-se claramente que o conjunto dominante obtido neste caso é maior (oito elementos) que o obtido na Figura 31 (seis elementos) quando se usou o algoritmo Dijkstra previamente ao Kruskal. Nota-se também que o comprimento desta rede totaliza 344,7 km, o que comprova que para além de ter

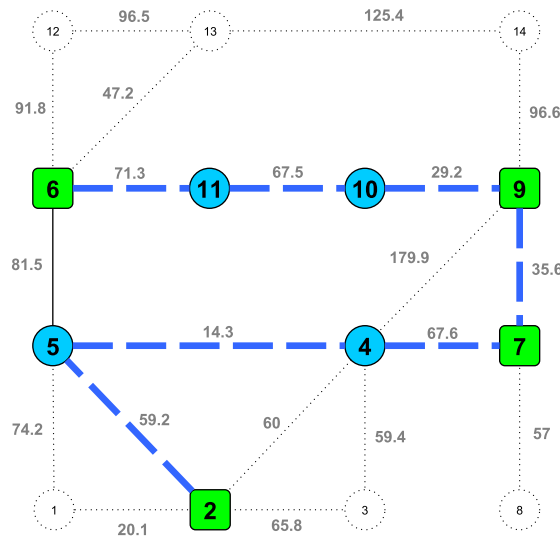


Figura 33 – CDC obtido com aplicação do algoritmo Kruskal

mais elementos soma distâncias maiores que o obtido pelo método anterior (258,2 km).

Conclui-se que a combinação dos algoritmos Dijkstra e Kruskal melhora a solução do CDCM.

## 4.3 Conclusão

Neste capítulo foi apresentada a formulação do problema proposto e a metodologia adotada para solucionar o problema. Perante a formulação do problema propôs-se um algoritmo com duas fases para a resolução do problema. A primeira fase procura otimizar a alocação de PMUs e, por ser um problema de otimização NP-difícil, emprega-se uma metaheurística VNS e métricas da teoria dos grafos para tornar o método eficiente; a segunda fase utiliza o resultado da primeira fase (a configuração de PMUs) e combina dois algoritmos (Dijkstra e Kruskal) para otimizar a infraestrutura de comunicação. A combinação destas duas rotinas mostrou-se necessária pois provou ser mais eficiente que a simples implementação da árvore geradora mínima de Kruskal para a construção do CDCM. A metodologia como um todo mostrou-se flexível e facilmente adaptável aos vários requisitos do problema. No próximo capítulo testa-se esta metodologia em vários sistemas de teste e mostra-se o seu desempenho frente aos diversos requisitos e resultados de outros trabalhos da literatura.





## 5 Simulação e Resultados

Este capítulo apresenta os resultados de simulação da metodologia descrita no capítulo precedente e empregue nos problemas formulados. As redes usadas para teste são as bem conhecidas da literatura, nos quais cita-se as redes IEEE 14 barras, 24, 32, 57, 118 e 300 barras. Também testa-se o algoritmo VNS na rede brasileira de 5804 barras, para comprovar a escalabilidade do método.

Os resultados são listados de forma a serem comparados com outros trabalhos. Assim, os resultados são primeiramente comparados com trabalhos que só otimizam a alocação de PMUs (minimização), e por esta razão só a primeira fase (VNS) deste algoritmo é destacado sem considerar os custos. De seguida, o algoritmo como um todo é comparado com trabalhos que buscaram minimizar os custos de monitoramento da WAMS.

Para ser capaz de aproximar-se da matriz de distância considerados em trabalhos anteriores e facilitar uma comparação dos resultados, faz-se as mesmas considerações que [\[Shahraeini et al. 2012\]](#):

Assume-se que todas as linhas de transmissão têm os mesmos condutores com a mesmas configurações; as distâncias relativas entre barras do sistema podem ser extraídas a partir da matriz admitância do sistema [\[Washington 2016\]](#). Em seguida, assume-se que o comprimento total das linhas de transmissão das redes de teste IEEE 30, 57, 118 e 300 barras são 3000, 5712, 9884 e 25129 km, respectivamente.

Considera-se também uma rede de transmissão brasileira de 5804 barras (BR-5804) [\[ONS 2016\]](#). As distâncias entre os barramentos desta rede foram geradas aleatoriamente (494.945 km no total) para permitir a simulação, uma vez que estes dados não estavam disponíveis.

### 5.1 Alocação Ótima de PMUs

Esta seção apresenta o desempenho do algoritmo na minimização do número de PMUs em uma rede elétrica. Os resultados apresentam o desempenho somente da primeira fase do algoritmo, ou seja, da metaheurística VNS, e compara-se com os melhores resultados obtidos da literatura e que usam outras metaheurísticas. Busca-se validar o algoritmo como uma ferramenta viável na resolução do problema de Alocação Ótima de PMUs.

### 5.1.1 Resultado de simulação para condições normais

A metaheurística VNS foi simulada nas principais redes de teste IEEE 14, 24, 30, 57 e 118 barras, e com várias métricas como grau, grau médio de vizinhos (gmv), dominância e *betweenness centrality* (bwc). Na Tabela 4 mostra-se estas métricas e suas combinações, empregues no VNS; observa-se que quase todas alcançam o valor mínimo (exceção na rede IEEE 118 barras), mas a combinação dominância-*betweenness* é a que oferece menos tempo computacional na rede IEEE 118, e por esta razão, são estas duas que são usadas nas próximas simulações.

Tabela 4 – Implementação do VNS usando várias métricas na alocação de PMUs - nr. de PMUs e tempo computacional.

Métodos / Redes IEEE	14	24	30	57	118	tempo (s)
VNS (grau)	4	7	10	17	33	8,5
VNS (gmv)	4	7	10	17	33	8,5
VNS (bwc)	4	7	10	17	32	5,8
VNS (dominância)	4	7	10	17	32	4,1
VNS (grau + bwc)	4	7	10	17	32	2,4
VNS (gmv + bwc)	4	7	10	17	32	7,2
VNS (dominância + bwc)	4	7	10	17	32	0,8

A Tabela 5 apresenta as barras onde foram alocadas as PMUs. O número de PMUs alcançados no teste das cinco redes igualam os melhores resultados da literatura para estes casos [Roy et al. 2012, Xu e Abur 2004]

Tabela 5 – Alocação ótima de PMUs para condições normais sem considerar ZIB.

Sistema	Alocação de PMUs	Nr. de PMUs
<b>IEEE14</b>	2,6,7,9	4
<b>IEEE24</b>	2,8,10,16,21,23,24	7
<b>IEEE30</b>	2,4,6,9,10,12,18,23,25,29	10
<b>IEEE57</b>	1,5,9,12,15,17,21,23,28,30, 36,40,44,48,49,52,56	17
<b>IEEE118</b>	1,5,9,12,15,17,20,23,28,30, 36, 40, 44,46,50,52,56,62,63, 68,71,75,77,80,85,86,90, 94,102,105, 110,115	32

O algoritmo mostra na Tabela 6 melhor tempo computacional na alocação de PMUs que a literatura. Há no entanto uma certa irregularidade quando se analisa rede IEEE24 com a rede IEEE30, pois a rede IEEE30 apresenta um tempo computacional menor que a simulação feita numa rede IEEE24 (mais pequena). Uma hipótese para esta

irregularidade pode ser atribuída a topologias diferentes destas redes que podem influenciar no desempenho do algoritmo.

Tabela 6 – Comparação do tempo computacional na obtenção de soluções ótimas para a condição normal

Métodos	IEEE14	IEEE24	IEEE30	IEEE57	IEEE118
Proposto	0,01s	0,06s	0,02s	0,40s	0,78s
[Roy et al. 2012]	0,66s	0,76s	0,83s	0,87s	1,34s

### Condição Normal considerando barra de passagem (ZIB)

O impacto de considerar-se barras de passagem no problema é a diminuição do número de PMUs necessários. O resultado também depende do número e configuração das barras de passagem. As ZIBs consideradas são as citadas por [Roy et al. 2012] e geralmente usadas na literatura como referência de testes. O resultado pode ser visto na Tabela 7. Em relação aos resultados da Tabela 5 houve redução de PMUs em todas as redes consideradas. Sublinha-se que este resultado foi obtido usando as métricas *dominância* e *betweenness*.

Tabela 7 – Alocação ótima de PMUs para condições normais e considerando ZIB.

Sistema	Alocação de PMUs	Nr. de PMUs
<b>IEEE14</b>	2,6,9	3
<b>IEEE24</b>	2, 3, 8, 10, 16, 21, 23	7
<b>IEEE30</b>	2, 4, 10, 12, 18, 24, 27	7
<b>IEEE57</b>	3, 9, 12, 17, 19, 23, 28, 37, 49, 53, 56	11
<b>IEEE118</b>	3, 5, 8, 12, 15, 17, 21, 27, 29, 32, 34, 40, 45, 49, 52, 56, 62, 65, 70, 71, 75, 77, 80, 83, 86, 89, 92, 96, 100, 105, 110	31

No entanto ao comparar-se com outros métodos (Tabela 8) demonstra-se que o algoritmo VNS, que usa as métricas *dominância* e *betweenness*, não é tão eficaz nestas condições (presença de ZIB), uma vez que o número de PMUs alcançado na otimização não é melhor quando simulado nas redes IEEE24 e IEEE118.

Tabela 8 – Comparação de alocação de PMUs com outros métodos, considerando ZIB.

Métodos	IEEE14	IEEE24	IEEE30	IEEE57	IEEE118
Proposto	3	7	7	11	31
[Roy et al. 2012]	3	6	7	11	28
[Mohammadi-Ivatloo e Hosseini 2008]	3	-	7	12	29

### Resultado de otimização para grandes sistemas de transmissão

O VNS também mostrou-se muito eficiente ao ser simulado em grandes sistemas (IEEE 300 barras) para o critério simples de observabilidade (sem ZIB). Na Tabela 9 constata-se que o método proposto obteve um tempo computacional menor que o método da programação linear inteira desenvolvida por [Reis 2012] na rede IEEE 300 barras para o mesmo número de PMUs. Usando sistemas ainda maiores, o método aqui proposto foi aplicado em uma rede brasileira de 5804 barras (BR5804) e simulado em 24 horas de duração. O melhor resultado conseguido foi a alocação de 1995 PMUs (34% das barras) em 423 segundos. A metodologia de [Reis 2012] foi aplicada em uma rede de transmissão brasileira de 2834 barras tendo obtido 982 PMUs (35% das barras) em 418,5 segundos. Embora não se possa comparar o desempenho destes dois métodos por serem simulados em instâncias diferentes, a análise destes dados é um indicador do bom comportamento do algoritmo VNS em grandes redes.

Tabela 9 – Alocação de PMUs e tempos computacionais para grandes sistemas.

Método	IEEE300	BR2834	BR5804
Proposto	87 (2,0s)	N/A	1995 (423s)
[Reis 2012]	87 (7,4s)	982 (418,5s)	N/A

Não existe um valor fixo do mínimo percentual de barras necessárias para garantir a observabilidade em condições normais. [Baldwin et al. 1993] defenderam que este valor pode variar entre 25% e 33% pois depende da topologia da rede. No entanto pode existir redes com valores mínimos maiores que 33%, por exemplo, uma rede totalmente radial de 4 barramentos e 3 ramos precisaria de duas PMUs, o que representa 50% das barras.

A tabela 10 mostra os mínimos percentuais de barras com PMUs em problemas de alocação ótima de PMUs. Constata-se que das redes IEEE, a rede IEEE118 foi a que apresentou o menor valor percentual de barras com PMUs (27%) mas também é a rede que possui o maior grau médio (3,03); a rede IEEE 30 barras apresentou o maior valor percentual (33%), mas também possui o segundo maior grau médio (2,73). Poder-se-ia concluir por uma tendência de correlação negativa entre o grau médio das barras de uma rede e o percentual de barras onde se alocam PMUs, o que seria lógico (quanto mais denso é um grafo menor é o conjunto dominante). Mas o grau médio de um grafo não é o único indicador da topologia de uma rede, ou seja, o perfil topológico de uma rede é caracterizado por um conjunto de métricas e não por uma única. Contudo é aceitável que uma rede com um grau médio expressivamente inferior ao da rede IEEE30 apresente um valor superior do percentual mínimo de barras com PMU. No caso da rede BR5804 com grau médio de 2,44 a alocação de 34% das barras com PMUs é aceitável.

Tabela 10 – Número de PMUs versus grau médio de um grafo, sem considerar ZIB.

Sistema	IEEE30	IEEE57	IEEE118	IEEE300	BR 2834	BR 5804
Nº. PMU	10	17	32	87	982	1995
% de Barras com PMU	33%	30%	27%	29%	35%	34%
Grau médio	2,73	2,74	3,03	2,73	N/A	2,44

### 5.1.2 Resultado de simulação para requisito de perda de PMU

Para o requisito de perda de PMU, a Tabela 11 mostra um maior número de PMUs, relativamente aos casos anteriores para garantir a robustez do sistema de medição.

Tabela 11 – Alocação ótima de PMUs com requisito de perda de PMUs e considerando ZIB.

Sistema	Alocação de PMUs	Nr. de PMUs
<b>IEEE14</b>	2, 4, 5, 9, 10, 11, 12, 13	8
<b>IEEE24</b>	1, 2, 7, 8, 9, 10, 13, 16, 18, 19, 21, 23	12
<b>IEEE30</b>	2, 3, 4, 6, 7, 10, 12, 13, 15, 17, 18, 20, 24, 25, 27, 30	16
<b>IEEE57</b>	2, 3, 5, 7, 9, 10, 12, 15, 17, 19, 21, 23, 27, 28, 31, 35, 37, 38, 42, 46, 49, 50, 52, 53, 55, 56, 57	27
<b>IEEE118</b>	2, 3, 6, 7, 8, 9, 12, 13, 15, 17, 19, 21, 22, 25, 27, 29, 31, 32, 34, 36, 37, 41, 42, 44, 45, 48, 49, 51, 53, 54, 56, 57, 61, 62, 66, 68, 69, 70, 71, 72, 75, 77, 79, 80, 83, 85, 86, 87, 89, 91, 92, 94, 96, 100, 101, 105, 107, 108, 110, 111, 112, 114, 117, 118	64

Tabela 12 – Comparação de alocação de PMUs com outros métodos, com perda de PMU e considerando ZIB.

Métodos	IEEE14	IEEE24	IEEE30	IEEE57	IEEE118
Proposto	8	12	16	27	64
[Roy et al. 2012]	7	13	15	26	64
[Xu e Abur 2004]	7	N/A	17	26	65

No caso de perda de PMU com presença de ZIB, a Tabela 12 mostra os resultados deste método proposto diante de outros trabalhos conceituados da literatura, sendo menos eficaz no caso das redes IEEE 30 e 57, com uma PMU a mais, mas igualando os resultados nas demais redes e superando os outros na rede IEEE24.

### 5.1.3 Resultado de simulação para requisito de variação topológica

A variação topológica aqui considerada é a perda ou indisponibilidade de uma única linha (ramo) de transmissão. Nesta simulação e para uma comparação com o trabalho de [Rocha 2010] se considera os cenários nas Tabelas 13-15. A consideração dos cenários depende do autor do trabalho e há uma dificuldade de encontrar na literatura casos de comparação para estas condições.

Tabela 13 – Variações Topológicas na rede IEEE-14.

Cenário	Ramo Fora de Operação	Cenário	Ramo Fora de Operação
1	—	11	5 – 6
2	1 – 2	12	6 – 11
3	1 – 5	13	6 – 12
4	2 – 3	14	6 – 13
5	2 – 4	15	7 – 9
6	2 – 5	16	9 – 10
7	3 – 4	17	9 – 14
8	4 – 5	18	10 – 11
9	4 – 7	19	12 – 13
10	4 – 9	20	13 – 14

Tabela 14 – Variações Topológicas na rede IEEE-30.

Cenário	Ramo Fora de Operação
1	—
2	2 – 4
3	2 – 6
4	12 – 15
5	21 – 22
6	23 – 24

Estes cenários são simulados nos sistemas IEEE-14, IEEE-30 e IEEE-118 barras, usando a combinação das métricas *grau médio de vizinhos* e *betweenness*. Os resultados são apresentados na Tabela 16.

O número de PMUs alcançados nas três redes consideradas igualou o resultado de UTRs do trabalho [Rocha 2010], embora não seja o mesmo tipo de medidores é um bom indicador do desempenho deste algoritmo também nas condições de variação topológica.

Tabela 15 – Variações Topológicas na rede IEEE-118.

Cenário	Ramo Fora de Operação
1	—
2	4 – 5
3	11 – 12
4	17 – 30
5	48 – 49
6	54 – 59
7	56 – 59
8	61 – 62
9	70 – 74

Tabela 16 – Alocação ótima de PMUs com requisito de Variação topológica.

Sistema	Alocação de PMUs	Nr. de PMUs
<b>IEEE-14</b>	1, 3, 6, 7, 10, 12, 14,	7
<b>IEEE-30</b>	1, 5, 6, 9, 10, 12, 15, 19, 24, 25, 27	11
<b>IEEE-118</b>	1, 5, 9, 11, 12, 15, 17, 20, 22, 25, 28, 30, 32, 36, 37, 41, 43, 46, 49, 52, 54, 56, 59, 62, 64, 68, 70, 71, 75, 77, 80, 85, 86, 90, 92, 96, 100, 105, 110, 115	40

#### 5.1.4 Conclusão

Nesta seção apresentou-se os resultados da simulação do algoritmo VNS na alocação ótima de PMUs em várias redes e em várias condições. A comparação dos resultados com outros métodos da literatura mostrou um desempenho global bom do algoritmo, embora em algumas situações e em algumas redes não tenha sido melhor que outros métodos.

Também testou-se várias métricas e combinações destas no desempenho do algoritmo. Nesta seção atestou-se uma melhor eficiência do VNS pela combinação das métricas dominância e *betweenness centrality* face a outras métricas e combinações e validou-se esta escolha para prosseguir as restantes simulações.

Realça-se que o algoritmo mostrou-se flexível na simulação de várias condições e escalável no teste desde pequenas até complexas redes. Consequentemente valida-se este algoritmo para solucionar os problemas de alocação ótima de PMUs.

## 5.2 Otimização de custos totais

Nesta seção, apresentam-se os resultados de simulação da otimização dos custos globais, que considera os custos de IC e os custos das PMUs. Portanto, aplica-se as duas fases do algoritmo, VNS e Dijkstra-Kruskal, sequencialmente, de forma a obter-se um plano de medição de menor custo de uma WAMS.

Deve-se ressaltar que existe uma diferença no algoritmo que busca a simples minimização de PMUs do algoritmo que busca a minimização de custos totais. No primeiro caso (visto na seção anterior) a busca local é feita ordenando os vértices pelo critério ascendente da dominância e descendente da *betweenness*, cujo efeito é introduzir alguma aleatoriedade na metaheurística e assim melhorar o tempo computacional. Para o caso de otimização de custos totais, a *betweenness* dos vértices deve ser ordenada de forma ascendente (assim como a dominância), porque os vértices com maior *betweenness* são os que corroboram para determinação do menor CDC possível.

A simulação do algoritmo será testada nas principais redes mas considera-se duas estruturas de custos estabelecidos em trabalhos anteriores, para efeitos de comparação com os resultados obtidos por esta metodologia.

### Caso comparado 1

Será considerado a seguinte estrutura de custos na simulação:

Caso *a* - custos considerados no trabalho de [Shahraeini et al. 2012]:

- PMU -> 40.000 dólares;
- OPGW -> 10.000 dólares/km;

Simulando o algoritmo com os custos de [Shahraeini et al. 2012] obtêm-se a Tabela 17 com a configuração das PMUs, alocação de *switches* nos barramentos para conectar todas as PMUs, as distâncias de cabos OPGW e o custo total. Os valores são comparados na Tabela 18 com os obtidos em [Shahraeini et al. 2012]. Constata-se que tanto na rede IEEE 30 barras como o de 118 barras, o método proposto é mais eficaz pois apresenta um menor valor de  $PoC_{CD}$  que o outro método, o que se comprova pelo igual ou menor número de PMUs e pelo menor valor de vértices envolvidos na conexão da rede (número de switches) o que se traduzem na menor distância de cabos - 19,2% (IEEE 30) e 32,4% (IEEE 118) - e menores custos - 17,9% (IEEE 30) e 31,6% (IEEE 118) - que o outro método. Nota-se que o  $PoC_{CD}$  é calculado tendo como referência as PMUs da tabela 2. Neste caso, onde só se considera as condições normais, o  $\gamma_c(G)$  (número de *switches*) é dividido pelo número dominante  $\gamma(G)$  que assume o valor 10 (IEEE30) ou 32 (IEEE118).

Os menores custos conseguidos pelo algoritmo proposto face ao método de [Shah-



raeini et al. 2012] também são confirmados pelos menores valores do indicador  $PoCF_{CD}$ . Citando o caso da rede IEEE118, este indicador resume que o custo do sistema de medição e monitoramento é 16,25 vezes superior ao custo de PMUs com este algoritmo mas é 20,32 vezes superior ao custo de PMUs com o método de [Shahraeini et al. 2012]. Faz-se notar novamente que o custo das PMUs são calculadas referindo-se às 10 PMUs (rede IEEE30) ou 32 PMUs (IEEE118).

### Caso comparado 2

Para comparar este método com o trabalho de [Mohammadi et al. 2016], simula-se o algoritmo com outra estrutura de custos, chamado de caso *b*.

Caso *b* - custos considerados no trabalho de [Mohammadi et al. 2016]:

- PMU -> 40.000 dólares (com dois módulos de medição de corrente); um custo extra de 4.000 é adicionado para cada canal de medição de corrente considerado;
- OPGW -> 4.000 dólares/km;
- switches -> 4.000 dólares;

A Tabela 19 apresenta os resultados da simulação em várias redes e a Tabela 20 apresenta os resultados simulados para o requisito de perda de PMU.

Tabela 17 – Otimização de custos (PMU e IC) em condições normais e considerando os custos do caso *a*.

Sistema	Nr. PMUs	PMUs	Nr. <i>Switches</i>	km (OPGW)	US\$ (x10 <sup>6</sup> )	tempo (s)
IEEE-14	4	2, 6, 7, 9	6	258,1	2,7	0,02s
IEEE-30	10	2, 4, 6, 9, 10, 12, 15, 18, 25, 27,	11	629,9	6,7	0,03s
IEEE-57	17	2, 5, 9, 11, 12, 17, 21, 23, 25, 29, 34, 37, 40, 45, 49, 52, 56	30	1208,7	12,8	4,1s
IEEE-118	34	3, 5, 9, 12, 15, 17, 21, 27, 30, 31, 32, 34, 37, 40, 45, 49, 52, 56, 62, 64, 68, 70, 71, 75, 77, 80, 83, 86, 89, 92, 96, 100, 105, 110,	53	2074,0	22,1	8,6s

Tabela 18 – Comparação de resultados de otimização de custos (PMU e IC) considerando custos do caso *a*

Requisito	Métodos	Nr. PMU	Nr. <i>Switch</i>	Km (OPGW)	US\$ $\times 10^6$	PoC <sub>CD</sub>	PoCF <sub>CD</sub>
IEEE-30	proposto	10	11	650,5	6,9	1,1	17,25
	método <sup>a</sup>	10	15	804,6	8,4	1,5	21
IEEE-118	proposto	34	53	2074,0	22,1	1,66	16,25
	método <sup>a</sup>	39	76	3012,6	31,7	2,38	20,32

<sup>a</sup> [Shahraeini et al. 2012]

Tabela 19 – Otimização de custos totais (PMU e IC) em condições normais, considerando ZIB e custos do caso *b*.

Sistema	Nr. PMUs	PMUs	Nr. <i>Switches</i>	km (OPGW)	US\$ ( $\times 10^6$ )	tempo (s)
IEEE-14	3	2, 6, 9	6	258,1	1,2	0,20 s
IEEE-30	7	2, 4, 10, 12, 19, 24, 27	13	630,3	2,9	0,62 s
IEEE-57	11	3 9 12 17 19 23 28 37 49 53 56	26	1111,3	4,9	1,49 s
IEEE-118	30	3, 8, 11, 12, 17, 21, 27, 29, 32, 34, 37, 40, 45, 49, 53, 56, 62, 70, 71, 75, 77, 80, 83, 86, 89, 92, 96, 100, 105, 110	54	2004,6	9,6	10,2 s

Por fim compara-se os resultados obtidos na rede IEEE118 para a condição normal e perda de PMU, pelo método proposto neste trabalho e o de [Mohammadi et al. 2016]. Constata-se que os dois métodos obtêm o mesmo número de PMUs nos dois casos, mas o método proposto otimiza melhor a rede de comunicações diminuindo seis nós (condição normal) e nove nós (perda de PMU).

Aqui também comprova-se que o algoritmo proposto obteve menores custos, o que é traduzido nos menores valores dos indicadores  $PoC_{CD}$  e do  $PoCF_{CD}$  que o outro método. De Realçar que para o cálculo do  $PoC_{CD}$  e do  $PoCF_{CD}$  usa-se a configuração de PMUs de referência apresentado na tabela 2.

### Otimização de Custos em grandes redes

Comprovada a eficiência do algoritmo quando comparado com outros trabalhos anteriores, apresenta-se o seu desempenho em grandes sistemas como o IEEE 300 barras [Washington 2016] e uma rede de transmissão brasileira de 5804 barras [ONS 2016].

Tabela 20 – Otimização de custos totais (PMU e IC) com requisito de Perda de PMU, considerando ZIB e custos do caso *b*.

Sistema	Nr. PMUs	PMUs	Nr. <i>Switches</i>	km (OPGW)	US\$ (x10 <sup>6</sup> )	tempo (s)
IEEE-14	8	2, 4, 5, 9, 10, 11, 12, 13	10	483,7	2,2	0,26 s
IEEE-30	16	2, 3, 4, 6, 7, 10, 12, 13, 15, 17, 19, 20, 24, 25, 27, 30	19	1079,3	4,8	0,90 s
IEEE-57	27	2, 3, 5, 7, 9, 10, 12, 15, 17, 19, 21, 23, 27, 28, 30, 31, 36, 37, 40, 46, 49, 50, 52, 53, 55, 56, 57	42	1537,2	7,2	1,88
IEEE-118	64	2, 3, 5, 7, 8, 9, 11, 12, 15, 17, 19, 21, 22, 26, 27, 29, 31, 32, 34, 36, 37, 40, 42, 44, 45, 48, 49, 51, 53, 54, 56, 57, 61, 62, 66, 68, 69, 70, 71, 72, 75, 77, 79, 80, 83, 85, 86, 87, 89, 91, 92, 94, 96, 100, 102, 105, 107, 109, 110, 111, 112, 115, 117, 118	79	3115,4	14,8	12,1s

Tabela 21 – Comparação de resultados de otimização de custos (PMU e IC) com ZIB e considerando custos do caso *b* (IEEE-118)

Requisito	Métodos	Nr. PMU	Nr. <i>Switch</i>	Km (OPGW)	US\$ (x10) <sup>6</sup>	PoC <sub>CD</sub>	PoCF <sub>CD</sub>
Condição Normal	proposto	34	54	2004,6	9,6	1,92	10,26
	método <sup>b</sup>	30	60	2428,0	11,4	2,14	12,18
Perda de PMUs	proposto	64	79	3115,4	14,8	1,23	7,66
	método <sup>b</sup>	64	88	3799,7	18,5	1,38	9,58

<sup>b</sup> [Mohammadi et al. 2016]

Na Tabela 22 apresenta-se duas simulações para cada rede, com tempos computacionais de parada diferentes. Observa-se, no caso da rede IEEE-300 que simular em 2.3 segundos resulta mais PMUs que rodar em 43200 segundos, mas o número de nós (barras) conectadas (e logo com *switches*) não difere muito uma da outra e as distâncias e custos totais também não são muito díspares. Pode-se também concluir o mesmo para a rede BR-5804 barras.

Tabela 22 – Comparação de resultados de otimização de custos (PMU e IC) para grandes sistemas e custos do caso  $b$ 

<b>Sistema</b>	Tempo(s)	Nr. PMU	Nr. <i>Switch</i>	Km (OPGW)	US\$ (x10) <sup>6</sup>	PoC <sub>CD</sub>	PoCF <sub>CD</sub>
<b>IEEE-300</b>	2,3	90	153	8100	36,9	1,76	9,43
	43200	89	153	7888	36,0	1,76	9,32
<b>BR-5804</b>	49	2008	2883	147451	675,4	1,44	9,88
	79200	1996	2889	147654	674,1	1,45	9,86

Para calcular os valores de  $PoC_{CD}$  e  $PoCF_{CD}$ , os valores do denominador são calculados usando as PMUs de referência listadas em anexo.

Constata-se que o algoritmo de otimização de custos totais proposto tem um custo computacional baixo e revela-se muito escalável, sendo aplicável em grandes redes elétricas. Também o algoritmo proposto mostrou-se mais eficaz que os métodos desenvolvidos por [Shahraeini et al. 2012, Mohammadi et al. 2016] para o problema de otimização de custos totais de um sistema de monitoramento.

## 6 Conclusão

Os desafios atuais derivados do consumo crescente e contínuo da potência elétrica, de redes em contínua expansão e integração, a penetração das energias renováveis e o mercado de potência elétrica cada vez mais desregulado vêm impondo um controle e monitoramento de sistemas de potência mais dinâmico, ativo e inteligente. Para que estas redes cumpram este papel ou tenham esta característica é necessário que os sistemas de medição sejam cada vez mais bem planejados e confiáveis. A tecnologia dos sincrofasores (PMUs) veio trazer confiabilidade, precisão e um caráter mais dinâmico aos Sistemas de Monitoramento de Grandes Áreas (WAMS). O Estimador de Estado está no coração dos sistemas de medição e necessita uma configuração adequada dos medidores distribuídos pela rede para que cumpra a sua função. Neste trabalho apresentou-se uma metodologia, com base na análise topológica da observabilidade, para o problema de Alocação Ótima de PMUs (AOP) em uma rede e o dimensionamento da Infraestrutura de Comunicação (IC) associada às PMUs.

Diferentemente de muitos trabalhos presentes na literatura que procuram a simples alocação ótima de PMUs (geralmente problemas de minimização de PMUs) propõe-se neste dissertação um problema mais geral de otimização de custos totais de um sistema de monitoramento. O método proposto procurou determinar a melhor configuração de PMUs e IC que resultasse no menor custo total possível.

Um passo importante neste trabalho foi relacionar o problema de AOP com o bem conhecido problema do conjunto dominante da teoria dos grafos; também, o problema apresentado - AOP e dimensionamento de IC - é relacionado, conseqüentemente, ao problema do conjunto dominante conexo mínimo da teoria dos grafos. A implementação da solução é desenvolvida em um algoritmo com duas fases distintas - (1) alocação de PMUs e (2) dimensionamento de IC - mas interrelacionadas de forma a que o objetivo final de minimizar os custos totais seja alcançável. O algoritmo mostra-se muito flexível e adaptável a várias requisitos e restrições do problema.

Para o problema de AOP (1ª fase) é implementada uma rotina baseada na metaheurística VNS que pela literatura revista nunca foi antes aplicada em problemas desta natureza. Para conseguir uma boa eficiência na AOP, emprega-se nesta metaheurística algumas métricas (ou invariantes) de grafos. Mostra-se que uma correta seleção de invariantes é determinante na eficiência do VNS. Uma outra contribuição deste trabalho é a construção de novas invariantes, *Grau Médio de Vizinhos* e *Dominância*, sendo estes conceitos inerente ao problema de determinar um conjunto dominante mínimo.

Os resultados produzidos mostram uma boa eficiência do método e de uma forma

geral alcançam os resultados dos melhores trabalhos da literatura na AOP e com tempos computacionais baixos. Para a otimização de custos totais da WAMS, a combinação das invariantes *dominância* e *betweenness* resultou num bom desempenho do algoritmo e a comparação com outros trabalhos também atesta melhores resultados e bom tempo computacional; comprova-se que nem sempre o menor custo total é atingido com o menor número de PMUs possível e os custos de infraestrutura é muito mais expressivo que os custos de PMUs. O  $PoC_{CD}$  e  $PoCF_{CD}$  são dois indicadores que servem para medir a eficácia da solução. A primeira é conhecida da literatura e caracteriza o CDCM obtido e o segundo (proposta deste trabalho) mede, em termos financeiros, a solução obtida. Os valores destes indicadores usados na comparação com os resultados de outros trabalhos reconfirmam a eficiência desta metodologia. O  $PoC_{CD}$  é mais genérico mas o  $PoCF_{CD}$  só deve ser comparado com a mesma estrutura de custos das modelagens.

A flexibilidade do algoritmo é testada pelas comparações que se faz aos vários trabalhos que adotaram diferentes estruturas de custo na otimização dos custos totais.

Outra contribuição importante do algoritmo é a sua escalabilidade, comprovando bom desempenho desde pequenas redes até redes mais complexas.

### Trabalhos futuros

Os resultados alcançados neste trabalho tornam mais animador a prossecução de futuros trabalhos e que se destacam os seguintes:

- Aperfeiçoar o algoritmo e estudar outras combinações de invariantes que tornem mais eficiente o seu desempenho;
- Implementar um dimensionamento de IC com resiliência a falhas nos canais de comunicação, no lugar de uma IC com estrutura em árvore e muito vulnerável a queda de linhas;
- Desenvolver uma metodologia de construção de um conjunto dominante conexo mínimo e que atenda aos requisitos de observabilidade por áreas de interesse e resiliência de comunicação.
- Propôr uma análise de observabilidade topológica com base em novas combinações de invariantes que garantam ou potenciem a observabilidade numérica do sistema;
- Aprofundar o estudo das diversas tipologias da arquitetura WAMS e propôr modelos de otimização que considerem outras variáveis, parâmetros e custos de comunicação.

# Referências

Abur e Magnago 1999 ABUR, A.; MAGNAGO, F. H. Optimal meter placement for maintaining observability during single branch outages. **Power Systems, IEEE Transactions on**, IEEE, v. 14, n. 4, p. 1273–1278, 1999. Citado na página 11.

Baldwin et al. 1993 BALDWIN, T. L.; MILI, L.; BOISEN, M. B.; ADAPA, R. Power system observability with minimal phasor measurement placement. **IEEE Transactions on Power Systems**, v. 8, n. 2, p. 707–715, May 1993. ISSN 0885-8950. Citado 5 vezes nas páginas 3, 12, 19, 57 e 76.

Bhonsle e Junghare 2015 BHONSLE, J. S.; JUNGHARE, A. S. An optimal pmu-pdc placement technique in wide area measurement system. In: **Smart Technologies and Management for Computing, Communication, Controls, Energy and Materials (ICSTM), 2015 International Conference on**. [S.l.: s.n.], 2015. p. 401–405. Citado na página 24.

Caporossi e Hansen 2004 CAPOROSSO, G.; HANSEN, P. Variable neighborhood search for extremal graphs. three ways to automate finding conjectures. **Discrete Mathematics**, Elsevier, v. 276, n. 1, p. 81–94, 2004. Citado na página 29.

Chakrabarti e Kyriakides 2008 CHAKRABARTI, S.; KYRIAKIDES, E. Optimal placement of phasor measurement units for power system observability. **IEEE Transactions on Power Systems**, IEEE, v. 23, n. 3, p. 1433–1440, 2008. Citado na página 12.

Chen e Abur 2006 CHEN, J.; ABUR, A. Placement of pmus to enable bad data detection in state estimation. **Power Systems, IEEE Transactions on**, IEEE, v. 21, n. 4, p. 1608–1615, 2006. Citado na página 11.

Cormen 2009 CORMEN, T. H. **Introduction to algorithms**. [S.l.]: MIT press, 2009. Citado 2 vezes nas páginas 40 e 43.

Cutsem e Ribbens-Pavella 1983 CUTSEM, T. V.; RIBBENS-PAVELLA, M. Critical survey of hierarchical methods for state estimation of electric power systems. **IEEE Transactions on Power Apparatus and Systems**, PAS-102, n. 10, p. 3415–3424, Oct 1983. ISSN 0018-9510. Citado 2 vezes nas páginas 7 e 9.

Ding et al. 2010 DING, L.; GAO, X.; WU, W.; LEE, W.; ZHU, X.; DU, D. Z. Distributed construction of connected dominating sets with minimum routing cost in wireless networks. In: **Distributed Computing Systems (ICDCS), 2010 IEEE 30th International Conference on**. [S.l.: s.n.], 2010. p. 448–457. ISSN 1063-6927. Citado na página 36.

Donmez e Abur 2011 DONMEZ, B.; ABUR, A. A computationally efficient method to place critical measurements. **IEEE Transactions on Power Systems**, v. 26, n. 2, p. 924–931, May 2011. ISSN 0885-8950. Citado na página 11.

Du et al. 2013 DU, D.-Z.; SMITH, J.; RUBINSTEIN, J. H. **Advances in Steiner trees**. [S.l.]: Springer Science & Business Media, 2013. v. 6. Citado na página 37.

Duchet e Meyniel 1982 DUCHET, P.; MEYNIEL, H. On hadwiger's number and the stability number. **North-Holland Mathematics Studies**, Elsevier, v. 62, p. 71–73, 1982. Citado na página [38](#).

Filho et al. 1990 FILHO, M. B. D. C.; SILVA, A. M. L. da; FALCAO, D. M. Bibliography on power system state estimation (1968-1989). **IEEE Transactions on Power Systems**, v. 5, n. 3, p. 950–961, Aug 1990. ISSN 0885-8950. Citado na página [10](#).

Gendreau e Potvin 2008 GENDREAU, M.; POTVIN, J.-Y. Metaheuristics: A canadian perspective. **INFOR: Information Systems and Operational Research**, University of Toronto Press, v. 46, n. 1, p. 71–80, 2008. Citado na página [29](#).

Gore e Kande 2015 GORE, R.; KANDE, M. Analysis of wide area monitoring system architectures. In: **Industrial Technology (ICIT), 2015 IEEE International Conference on**. [S.l.: s.n.], 2015. p. 1269–1274. Citado 4 vezes nas páginas [2](#), [24](#), [26](#) e [48](#).

Gou 2008 GOU, B. Generalized integer linear programming formulation for optimal pmu placement. **IEEE Transactions on Power Systems**, v. 23, n. 3, p. 1099–1104, Aug 2008. ISSN 0885-8950. Citado na página [11](#).

Guha e Khuller 1998 GUHA, S.; KHULLER, S. Approximation algorithms for connected dominating sets. **Algorithmica**, Springer, v. 20, n. 4, p. 374–387, 1998. Citado na página [37](#).

Guo et al. 2014 GUO, Y.; WU, W. C.; WANG, Z. J.; ZHANG, B. M.; SUN, H. B. A distributed power system state estimator incorporating linear and nonlinear areas. In: **2014 IEEE PES General Meeting | Conference Exposition**. [S.l.: s.n.], 2014. p. 1–5. ISSN 1932-5517. Citado na página [9](#).

Gupta e Pandey 2014 GUPTA, D. K.; PANDEY, R. K. Grid stabilization with pmu signals x2014; a survey. In: **Power Systems Conference (NPSC), 2014 Eighteenth National**. [S.l.: s.n.], 2014. Citado na página [2](#).

Hajian et al. 2011 HAJIAN, M.; RANJBAR, A. M.; AMRAEE, T.; MOZAFARI, B. Optimal placement of pmus to maintain network observability using a modified bpso algorithm. **International Journal of Electrical Power & Energy Systems**, Elsevier, v. 33, n. 1, p. 28–34, 2011. Citado na página [20](#).

Hansen et al. 2010 HANSEN, P.; MLADENOVIC, N.; PÉREZ, J. A. M. Variable neighbourhood search: methods and applications. **Annals of Operations Research**, Springer, v. 175, n. 1, p. 367–407, 2010. Citado na página [29](#).

Haynes et al. 2002 HAYNES, T. W.; HEDETNIEMI, S. M.; HEDETNIEMI, S. T.; HENNING, M. A. Domination in graphs applied to electric power networks. **SIAM Journal on Discrete Mathematics**, SIAM, v. 15, n. 4, p. 519–529, 2002. Citado 3 vezes nas páginas [21](#), [22](#) e [29](#).

Hong-Shan et al. HONG-SHAN, Z.; YING, L.; ZENG-QIANG, M.; LEI, Y. Sensitivity constrained pmu placement for complete observability of power systems. In: **2005 IEEE/PES Transmission & Distribution Conference & Exposition: Asia and Pacific**. [S.l.: s.n.]. Citado 2 vezes nas páginas [10](#) e [18](#).



- James e S. 2015 JAMES, J.; S., B. Hybrid state estimation including pmu measurements. In: **2015 International Conference on Control Communication Computing India (ICCC)**. [S.l.: s.n.], 2015. p. 309–313. Citado na página 10.
- Jiang et al. 2007 JIANG, W.; VITTAL, V.; HEYDT, G. T. A distributed state estimator utilizing synchronized phasor measurements. **IEEE Transactions on Power Systems**, v. 22, n. 2, p. 563–571, May 2007. ISSN 0885-8950. Citado na página 12.
- Kansal e Bose 2012 KANSAL, P.; BOSE, A. Bandwidth and latency requirements for smart transmission grid applications. **IEEE Transactions on Smart Grid**, IEEE, v. 3, n. 3, p. 1344–1352, 2012. Citado na página 27.
- Kato et al. 2014 KATO, D.; HORII, H.; KAWAHARA, T. Next-generation scada/ems designed for large penetration of renewable energy. **Hitachi Review**, Hitachi, v. 63, n. 4, 2014. Citado na página 2.
- Krumpholz et al. 1980 KRUMPHOLZ, G. R.; CLEMENTS, K. A.; DAVIS, P. W. Power system observability: A practical algorithm using network topology. **IEEE Transactions on Power Apparatus and Systems**, PAS-99, n. 4, p. 1534–1542, July 1980. ISSN 0018-9510. Citado na página 19.
- Lakshminarasimhan e Girgis 2007 LAKSHMINARASIMHAN, S.; GIRGIS, A. A. Hierarchical state estimation applied to wide-area power systems. In: **Power Engineering Society General Meeting, 2007. IEEE**. [S.l.: s.n.], 2007. p. 1–6. ISSN 1932-5517. Citado na página 9.
- Liu et al. 2016 LIU, X.; WANG, W.; KIM, D.; YANG, Z.; TOKUTA, A. O.; JIANG, Y. The first constant factor approximation for minimum partial connected dominating set problem in growth-bounded graphs. **Wireless Networks**, Springer, v. 22, n. 2, p. 553–562, 2016. Citado 2 vezes nas páginas 37 e 51.
- Meghanathan 2015 MEGHANATHAN, N. Use of centrality metrics to determine connected dominating sets for real-world network graphs. In: **Information Technology - New Generations (ITNG), 2015 12th International Conference on**. [S.l.: s.n.], 2015. p. 243–248. Citado 2 vezes nas páginas 39 e 53.
- Milosevic e Begovic 2003 MILOSEVIC, B.; BEGOVIC, M. Nondominated sorting genetic algorithm for optimal phasor measurement placement. **IEEE Transactions on Power Systems**, v. 18, n. 1, p. 69–75, Feb 2003. ISSN 0885-8950. Citado na página 13.
- Mladenović e Hansen 1997 MLADENOVIĆ, N.; HANSEN, P. Variable neighborhood search. **Computers & Operations Research**, Elsevier, v. 24, n. 11, p. 1097–1100, 1997. Citado 2 vezes nas páginas 29 e 31.
- Mohammadi-Ivatloo e Hosseini 2008 MOHAMMADI-IVATLOO, B.; HOSSEINI, S. H. Optimal pmu placement for power system observability considering secondary voltage control. In: **Electrical and Computer Engineering, 2008. CCECE 2008. Canadian Conference on**. [S.l.: s.n.], 2008. p. 000365–000368. ISSN 0840-7789. Citado na página 75.
- Mohammadi et al. 2016 MOHAMMADI, M. B.; HOOSHMAND, R. A.; FESHARAKI, F. H. A new approach for optimal placement of pmus and their required communication infrastructure in order to minimize the cost of the wams. **IEEE Transactions on Smart**

**Grid**, v. 7, n. 1, p. 84–93, Jan 2016. ISSN 1949-3053. Citado 8 vezes nas páginas 10, 15, 27, 51, 81, 82, 83 e 84.

Nazari-Heris e Mohammadi-Ivatloo 2015 NAZARI-HERIS, M.; MOHAMMADI-IVATLOO, B. Application of heuristic algorithms to optimal pmu placement in electric power systems: An updated review. **Renewable and Sustainable Energy Reviews**, Elsevier, v. 50, p. 214–228, 2015. Citado 5 vezes nas páginas 3, 11, 14, 29 e 64.

Nucera e Gilles 1991 NUCERA, R. R.; GILLES, M. L. Observability analysis: a new topological algorithm. **IEEE transactions on power systems**, IEEE, v. 6, n. 2, p. 466–475, 1991. Citado na página 18.

Nuqui e Phadke 2005 NUQUI, R. F.; PHADKE, A. G. Phasor measurement unit placement techniques for complete and incomplete observability. **IEEE Transactions on Power Delivery**, v. 20, n. 4, p. 2381–2388, Oct 2005. ISSN 0885-8977. Citado na página 13.

ONS 2016 ONS. **sistema de produção e transmissão de energia elétrica do Brasil**. 2016. <[http://www.ons.org.br/conheca\\_sistema/o\\_que\\_e\\_sin.aspx](http://www.ons.org.br/conheca_sistema/o_que_e_sin.aspx)>. Acessado: 2016-04-18. Citado 2 vezes nas páginas 73 e 82.

Phadke e Thorp 2010 PHADKE, A.; THORP, J. Communication needs for wide area measurement applications. In: IEEE. **Critical Infrastructure (CRIS), 2010 5th International Conference on**. [S.l.], 2010. p. 1–7. Citado na página 27.

Phadke 1993 PHADKE, A. G. Synchronized phasor measurements in power systems. **IEEE Computer Applications in Power**, v. 6, n. 2, p. 10–15, April 1993. ISSN 0895-0156. Citado na página 2.

Phadke 2002 PHADKE, A. G. Synchronized phasor measurements-a historical overview. In: **Transmission and Distribution Conference and Exhibition 2002: Asia Pacific. IEEE/PES**. [S.l.: s.n.], 2002. v. 1, p. 476–479 vol.1. Citado na página 2.

Rather et al. 2015 RATHER, Z. H.; CHEN, Z.; THØGERSEN, P.; LUND, P.; KIRBY, B. Realistic approach for phasor measurement unit placement: Consideration of practical hidden costs. **IEEE Transactions on Power Delivery**, v. 30, n. 1, p. 3–15, Feb 2015. ISSN 0885-8977. Citado 3 vezes nas páginas 4, 15 e 27.

Ree et al. 2010 REE, J. D. L.; CENTENO, V.; THORP, J. S.; PHADKE, A. G. Synchronized phasor measurement applications in power systems. **IEEE Transactions on Smart Grid**, v. 1, n. 1, p. 20–27, June 2010. ISSN 1949-3053. Citado na página 2.

Reis 2012 REIS, D. C. S. dos. **Alocação De Monitores De Qualidade De Energia E Unidades De Medição Fasorial Usando Programação Dinâmica Aproximada**. Tese (Doutorado) — Universidade Federal do Rio de Janeiro, 4 2012. Citado 3 vezes nas páginas 4, 13 e 76.

Rocha 2010 ROCHA, H. R. de O. **Construção de Planos de Medição Para a Estimção de Estado em Sistemas de Potência Via Metaheurísticas**. Tese (Doutorado) — Universidade Federal de Fluminense, Niterói, RJ, 2010. Citado 5 vezes nas páginas 2, 7, 12, 18 e 78.

Rocha et al. 2013 ROCHA, H. R. de O.; SOUZA, J. C. S. de; FILHO, M. B. D. C. Planning high quality metering systems for state estimation through a constructive heuristic. **International Journal of Electrical Power & Energy Systems**, Elsevier, v. 52, p. 34–41, 2013. Citado na página 10.

Roy et al. 2012 ROY, B. S.; SINHA, A.; PRADHAN, A. An optimal pmu placement technique for power system observability. **International Journal of Electrical Power & Energy Systems**, Elsevier, v. 42, n. 1, p. 71–77, 2012. Citado 7 vezes nas páginas 3, 13, 17, 21, 74, 75 e 77.

Schweppe e Wildes 1970 SCHWEPPE, F. C.; WILDES, J. Power system static-state estimation, part i: Exact model. **IEEE Transactions on Power Apparatus and Systems**, PAS-89, n. 1, p. 120–125, Jan 1970. ISSN 0018-9510. Citado na página 7.

Shahraeini et al. 2012 SHAHRAEINI, M.; GHAZIZADEH, M. S.; JAVIDI, M. H. Co-optimal placement of measurement devices and their related communication infrastructure in wide area measurement systems. **IEEE Transactions on Smart Grid**, v. 3, n. 2, p. 684–691, June 2012. ISSN 1949-3053. Citado 12 vezes nas páginas 4, 14, 15, 27, 47, 51, 52, 73, 80, 81, 82 e 84.

Shahraeini et al. 2010 SHAHRAEINI, M.; JAVIDI, M.; GHAZIZADEH, M. A new approach for classification of data transmission media in power systems. In: IEEE. **Power System Technology (POWERCON), 2010 International Conference**. [S.l.], 2010. p. 1–7. Citado na página 27.

Shahraeini e Javidi 2011 SHAHRAEINI, M.; JAVIDI, M. H. A survey on topological observability of power systems. In: **Power Engineering and Automation Conference (PEAM), 2011 IEEE**. [S.l.: s.n.], 2011. v. 3, p. 373–376. Citado 2 vezes nas páginas 16 e 19.

Sodhi et al. 2010 SODHI, R.; SRIVASTAVA, S.; SINGH, S. Optimal pmu placement method for complete topological and numerical observability of power system. **Electric Power Systems Research**, Elsevier, v. 80, n. 9, p. 1154–1159, 2010. Citado na página 10.

Tafur 2012 TAFUR, J. E. V. **Indicadores de observabilidade para estimação de estado em sistemas de potência**. Tese (Doutorado) — Universidade Federal de Fluminense, 2012. Citado 2 vezes nas páginas 3 e 8.

Valverde e Terzija 2011 VALVERDE, G.; TERZIJA, V. Unscented kalman filter for power system dynamic state estimation. **IET generation, transmission & distribution**, IET, v. 5, n. 1, p. 29–37, 2011. Citado na página 9.

Washington 2016 WASHINGTON, U. **Power System Test Case Archive**. 2016. <<https://www.ee.washington.edu/research/pstca/>>. Acessado: 2016-04-18. Citado 2 vezes nas páginas 73 e 82.

Xu 2006 XU, B. **Optimal monitoring and visualization of steady state power system operation**. Tese (Doutorado) — Texas A&M University, 2006. Citado na página 19.

Xu e Abur 2004 XU, B.; ABUR, A. Observability analysis and measurement placement for systems with pmus. In: CITESEER. **IEEE PES power systems conference and exposition**. [S.l.], 2004. v. 2, p. 943–946. Citado na página [11](#).

Xu e Abur 2004 XU, B.; ABUR, A. Observability analysis and measurement placement for systems with pmus. In: **Power Systems Conference and Exposition, 2004. IEEE PES**. [S.l.: s.n.], 2004. p. 943–946 vol.2. Citado 3 vezes nas páginas [17](#), [74](#) e [77](#).

Yuill et al. 2011 YUILL, W.; EDWARDS, A.; CHOWDHURY, S.; CHOWDHURY, S. Optimal pmu placement: A comprehensive literature review. In: IEEE. **2011 IEEE Power and Energy Society General Meeting**. [S.l.], 2011. p. 1–8. Citado 2 vezes nas páginas [10](#) e [13](#).

# Anexos



# ANEXO A – Configuração de PMUs para Cálculo do Preço da Conectividade

## Rede IEEE-300 - Barras com PMUs:

1 2 3 11 12 15 17 20 23 24 26 33 39 43 44 49 55 57 61 62 63 70 71 72 74 77 78 81  
 86 88 97 100 104 105 108 109 114 119 120 122 124 130 132 133 134 137 139 140 143 153  
 156 159 164 166 173 178 184 188 194 198 204 208 210 211 214 217 221 225 229 231 232  
 234 237 238 240 244 247 249 9002 9003 9004 9005 9007 9012 9021 9023 9053

## Rede BR-5804 - Barras com PMUs:

38 44 50 56 57 60 61 68 72 80 86 90 100 105 106 111 114 119 121 122 123 124 129  
 131 133 134 135 136 137 139 141 142 143 145 146 147 150 151 152 153 158 162 164 166  
 169 170 172 173 175 176 178 182 183 184 185 187 190 192 200 202 208 210 212 214 218  
 220 222 223 224 225 228 229 231 235 236 240 244 248 249 251 254 256 258 260 262 267  
 272 275 276 277 284 290 297 299 309 314 316 318 320 324 326 327 329 332 337 340 342  
 344 345 348 353 356 357 358 359 360 363 366 369 370 371 373 376 377 381 382 385 386  
 387 393 394 396 398 411 413 415 422 428 429 431 436 437 440 441 442 443 444 445 446  
 447 451 455 458 459 462 463 465 467 471 473 475 476 480 481 482 484 485 486 492 493  
 494 496 497 498 528 534 536 537 538 539 541 542 544 546 547 548 549 550 551 555 556  
 557 558 560 568 571 576 577 581 583 585 588 590 591 593 596 601 608 610 613 615 618  
 621 622 624 628 629 631 633 634 635 637 638 639 640 641 642 644 645 646 647 649 652  
 653 655 656 658 661 663 669 672 673 675 676 677 678 679 680 681 683 685 686 687 692  
 693 694 695 696 699 700 701 702 703 704 707 708 709 710 711 712 716 717 718 720 722  
 723 725 726 729 730 731 733 734 739 740 741 742 744 747 748 749 755 756 760 761 763  
 764 767 768 769 770 772 773 775 776 777 778 779 780 781 782 784 786 788 790 791 792  
 793 794 797 798 807 813 815 816 817 818 819 820 824 826 829 830 831 834 836 837 839  
 840 845 849 850 851 853 854 856 860 862 864 865 867 869 870 874 875 877 879 885 888  
 890 893 895 897 901 932 936 947 948 950 951 953 955 956 964 968 972 978 981 985 986  
 987 988 992 995 996 1006 1007 1010 1011 1014 1015 1016 1028 1030 1035 1040 1041 1042  
 1044 1047 1058 1060 1067 1071 1078 1082 1087 1089 1090 1093 1094 1101 1106 1122 1127  
 1128 1129 1130 1132 1133 1134 1135 1136 1137 1138 1139 1140 1141 1144 1145 1146 1147

1152 1153 1154 1161 1163 1174 1182 1188 1190 1192 1195 1198 1199 1201 1203 1204 1205  
1212 1214 1215 1216 1220 1223 1226 1228 1235 1238 1239 1241 1243 1246 1251 1252 1253  
1256 1257 1258 1259 1262 1263 1266 1267 1268 1269 1270 1271 1275 1279 1280 1282 1285  
1289 1290 1292 1294 1296 1297 1298 1301 1313 1314 1321 1322 1326 1330 1332 1337 1341  
1358 1360 1361 1368 1372 1373 1375 1378 1386 1478 1479 1482 1484 1487 1489 1495 1504  
1505 1508 1510 1512 1513 1515 1517 1525 1526 1529 1530 1533 1534 1538 1543 1546 1551  
1552 1558 1560 1562 1570 1572 1578 1587 1589 1592 1593 1595 1596 1598 1601 1607 1608  
1612 1613 1614 1619 1621 1627 1631 1633 1635 1639 1645 1646 1658 1660 1661 1662 1665  
1666 1676 1681 1683 1684 1693 1695 1696 1699 1705 1707 1708 1709 1710 1715 1718 1725  
1726 1728 1730 1737 1744 1746 1750 1751 1753 1755 1759 1766 1768 1778 1782 1784 1796  
1801 1803 1825 1832 1836 1845 1846 1847 1852 1854 1855 1856 1857 1858 1859 1863 1871  
1872 1876 1878 1880 1882 1883 1884 1886 1887 1890 1892 1893 1894 1904 1906 1908 1909  
1910 1911 1912 1913 1915 1917 1918 1919 1920 1921 1922 1924 1925 1926 1928 1930 1931  
1934 1937 1939 1941 1947 1948 1949 1951 1953 1955 1956 1958 1959 1961 1962 1963 1964  
1965 1966 1968 1970 1971 1972 1973 1974 1975 1977 1978 1979 1980 1982 1984 1985 1986  
1987 1989 1990 1991 1992 1993 1994 1996 1997 1998 1999 2000 2001 2002 2003 2004 2006  
2007 2008 2009 2010 2011 2012 2013 2014 2015 2016 2017 2018 2019 2020 2021 2022 2024  
2025 2026 2027 2028 2029 2030 2032 2033 2035 2038 2039 2041 2042 2045 2046 2047 2048  
2049 2051 2055 2058 2064 2069 2073 2074 2075 2078 2081 2086 2087 2090 2093 2094 2098  
2100 2101 2103 2104 2105 2106 2112 2117 2123 2125 2128 2129 2130 2132 2141 2147 2149  
2150 2155 2162 2163 2164 2166 2169 2177 2179 2181 2183 2191 2196 2200 2219 2222 2223  
2225 2234 2238 2241 2247 2248 2249 2253 2255 2256 2259 2260 2262 2268 2277 2278 2282  
2288 2292 2297 2298 2302 2305 2306 2317 2321 2322 2324 2325 2326 2329 2331 2343 2353  
2354 2355 2356 2359 2363 2367 2368 2370 2374 2383 2385 2387 2389 2397 2398 2401 2402  
2408 2418 2423 2427 2432 2433 2436 2437 2438 2442 2446 2448 2450 2455 2456 2460 2464  
2471 2472 2476 2478 2480 2485 2488 2495 2497 2498 2501 2502 2507 2508 2510 2511 2512  
2514 2515 2519 2520 2521 2522 2523 2524 2525 2526 2527 2528 2529 2533 2534 2536 2537  
2538 2541 2542 2543 2546 2551 2552 2556 2557 2558 2560 2561 2562 2563 2564 2566 2569  
2571 2572 2574 2575 2579 2580 2581 2582 2583 2584 2591 2595 2598 2605 2607 2608 2609  
2612 2614 2618 2620 2628 2629 2630 2633 2635 2637 2638 2639 2645 2647 2648 2654 2655  
2658 2660 2666 2667 2672 2677 2680 2688 2690 2691 2692 2697 2699 2706 2707 2710 2712  
2718 2720 2724 2725 2727 2731 2732 2733 2744 2746 2748 2760 2765 2770 2771 2773 2778  
2780 2782 2787 2788 2791 2792 2799 2800 2811 2812 2815 2816 2821 2822 2832 2837 2838  
2841 2844 2846 2859 2862 2864 2866 2875 2880 2882 2889 2892 2894 2897 2900 2902 2904  
2907 2909 2911 2913 2915 2916 2919 2920 2928 2929 2939 2943 2946 2947 2968 2978 2982  
2987 2988 2990 2995 2998 3007 3013 3018 3020 3023 3039 3042 3043 3103 3104 3105 3107  
3108 3141 3145 3146 3155 3162 3185 3300 3301 3304 3306 3307 3308 3310 3312 3313 3314  
3321 3322 3328 3332 3334 3344 3348 3423 3484 3487 3490 3495 3497 3624 3703 3705 3708  
3711 3712 3715 3721 3724 3727 3730 3731 3733 3736 3738 3741 3747 3748 3757 3762 3765



---

3791 3792 3793 3794 3796 3811 3839 3840 3865 3870 3879 3882 3886 3900 3901 3908 3919  
3939 3940 3945 3958 3960 3965 3966 3967 3970 3971 3972 3975 3979 3982 3983 3985 3990  
3992 3994 3996 3998 4001 4005 4008 4011 4013 4017 4023 4027 4030 4033 4041 4043 4050  
4053 4055 4062 4065 4066 4069 4081 4082 4083 4090 4092 4097 4098 4101 4102 4104 4109  
4112 4114 4115 4116 4125 4132 4151 4154 4155 4157 4173 4174 4175 4176 4177 4178 4179  
4181 4182 4183 4184 4185 4186 4188 4196 4197 4200 4201 4202 4220 4223 4226 4227 4231  
4233 4234 4235 4236 4238 4239 4241 4242 4243 4245 4248 4257 4259 4271 4272 4280 4282  
4284 4302 4303 4309 4325 4409 4411 4413 4415 4417 4419 4421 4423 4425 4427 4429 4431  
4433 4435 4437 4439 4441 4443 4445 4447 4453 4455 4457 4461 4464 4465 4467 4470 4473  
4475 4477 4487 4493 4499 4500 4502 4509 4513 4517 4519 4521 4522 4528 4529 4532 4533  
4539 4545 4546 4547 4548 4549 4550 4551 4553 4557 4559 4565 4568 4569 4573 4575 4580  
4584 4589 4592 4593 4594 4601 4602 4606 4607 4610 4611 4612 4613 4620 4623 4626 4629  
4633 4643 4647 4648 4653 4663 4673 4683 4695 4701 4703 4713 4723 4733 4743 4754 4755  
4763 4773 4783 4793 4802 4803 4805 4807 4808 4811 4814 4818 4820 4821 4829 4830 4833  
4835 4841 4843 4848 4849 4853 4860 4862 4863 4864 4868 4873 4878 4880 4883 4892 4893  
4895 4901 4902 4904 4908 4915 4920 4922 4931 4933 4943 4953 4965 4970 4973 4976 4977  
4980 4981 4985 4987 4989 4990 4992 4993 4999 5001 5003 5004 5028 5029 5050 5060 5071  
5074 5075 5086 5087 5102 5103 5107 5111 5115 5116 5117 5121 5133 5142 5144 5150 5152  
5156 5157 5159 5164 5181 5184 5186 5197 5198 5199 5201 5204 5206 5210 5214 5217 5222  
5226 5227 5228 5236 5238 5243 5245 5247 5253 5254 5255 5258 5263 5264 5271 5276 5281  
5291 5301 5312 5316 5321 5331 5334 5341 5346 5351 5354 5355 5356 5361 5369 5371 5376  
5383 5388 5390 5401 5403 5404 5405 5407 5408 5411 5412 5414 5417 5420 5421 5424 5427  
5431 5438 5441 5444 5449 5452 5453 5454 5456 5458 5459 5461 5462 5465 5469 5472 5478  
5479 5482 5484 5488 5491 5493 5497 5498 5501 5502 5504 5511 5512 5513 5514 5525 5534  
5537 5538 5539 5547 5548 5549 5551 5552 5554 5556 5563 5564 5568 5569 5570 5571 5580  
5582 5587 5588 5589 5590 5591 5594 5597 5598 5601 5604 5606 5608 5611 5615 5617 5619  
5624 5626 5629 5631 5641 5645 5652 5653 5656 5657 5667 5668 5674 5681 5691 5701 5713  
5718 5719 5721 5730 5731 5741 5749 5750 5751 5761 5765 5769 5773 5777 5785 5791 5792  
5803 5807 5808 5819 5821 5822 5825 5829 5832 5844 5846 5848 5852 5861 5871 5873 5882  
5885 5887 5891 5904 5908 5909 5915 5941 5964 5970 5971 5973 5981 5993 6001 6011 6013  
6027 6028 6029 6030 6035 6036 6037 6038 6039 6040 6041 6042 6081 6093 6098 6103 6113  
6115 6116 6117 6118 6119 6120 6121 6130 6131 6142 6143 6146 6148 6160 6171 6172 6173  
6175 6177 6184 6186 6188 6200 6201 6202 6212 6215 6217 6218 6221 6226 6243 6256 6257  
6259 6261 6265 6270 6283 6286 6293 6300 6301 6313 6323 6328 6331 6336 6338 6339 6341  
6343 6346 6351 6354 6355 6360 6361 6362 6392 6393 6394 6399 6400 6401 6402 6407 6408  
6410 6413 6430 6444 6449 6453 6457 6458 6459 6461 6462 6467 6471 6481 6490 6494 6496  
6497 6508 6517 6522 6528 6531 6547 6548 6549 6561 6571 6581 6583 6585 6586 6587 6590  
6595 6610 6696 6710 6801 6803 6804 6823 6824 6829 6833 6842 6844 6845 6846 6847 6848  
6856 6859 6865 6871 6873 6874 6875 6881 6883 6884 6890 6900 6901 6902 6903 6904 6905

6914 6917 6922 6924 6933 6935 6941 6944 6956 6957 6958 6963 6966 6968 6971 6975 6983  
7000 7002 7053 7055 7056 7057 7060 7063 7065 7100 7101 7103 7111 7113 7190 7200 7207  
7208 7210 7300 7591 7593 8100 8105 8200 8221 8223 8230 8252 8254 8255 8257 8270 8272  
8275 8280 8282 8284 8288 8300 8352 8400 8452 8500 8501 8512 8515 8523 8524 8527 8532  
8533 8537 8541 8543 8546 8548 8551 8560 8561 8562 8567 8569 8580 8702 8703 8751 8752  
8754 8758 8760 8851 8903 8909 9001 9004 9008 9011 9013 9024 9025 9032 9033 9046 9049  
9058 9068 9071 9074 9079 9082 9085 9090 9092 9094 9095 9096 9102 9105 9108 9110 9113  
9116 9142 9202 9204 9219 9221 9223 9225 9226 9235 9239 9264 9267 9273 9284 9293 9295  
9297 9303 9309 9311 9315 9320 9335 9338 9343 9344 9345 9347 9349 9350 9354 9358 9360  
9365 9367 9379 9391 9407 9425 9426 9428 9436 9444 9445 9456 9457 9458 9459 9460 9462  
9463 9501 9502 9513 9519 9537 9538 9543 9548 9549 9552 9553 9555 9556 9559 9564 9565  
9566 9567 9573 9579 9580 9583 9584 9586 9588 9589 9590 9597 9599 9602 9608 9610 9626  
9633 9634 9635 9707 9716 9721 9728 9730 9731 9737 9743 9746 9748 9750 9756 9758 9770  
9773 9776 9777 9782 9785 9796 9803 9807 9808 9814 9820 9823 9829 9832 9835 9837